

10/5/27, 050
25 Apr 05

(12)特許協力条約に基づいて公開された国際出願

(19)世界知的所有権機関
国際事務局



(43)国際公開日
2004年3月25日 (25.03.2004)

PCT

(10)国際公開番号
WO 2004/025475 A1

(51)国際特許分類⁷:

G06F 12/00

(21)国際出願番号:

PCT/JP2003/011592

(22)国際出願日: 2003年9月10日 (10.09.2003)

(25)国際出願の言語:

日本語

(26)国際公開の言語:

日本語

(30)優先権データ:

特願2002-264283 2002年9月10日 (10.09.2002) JP

(71)出願人(米国を除く全ての指定国について): アネックスシステムズ株式会社 (ANNEX SYSTEMS INCORPORATED) [JP/JP]; 〒107-0061 東京都 港区 北青山3丁目7番1号 Tokyo (JP).

(71)出願人および

(72)発明者: 玉津 雅晴 (TAMATSU,Masaharu) [JP/JP]; 〒206-0023 東京都 多摩市 馬引沢2丁目14番14号 サンセットヒルズⅡ 403 Tokyo (JP).

(74)代理人: 山口 朔生, 外(YAMAGUCHI,Sakuo et al.); 〒101-0032 東京都 千代田区 岩本町2-15-10 ニューハンビル 3階 Tokyo (JP).

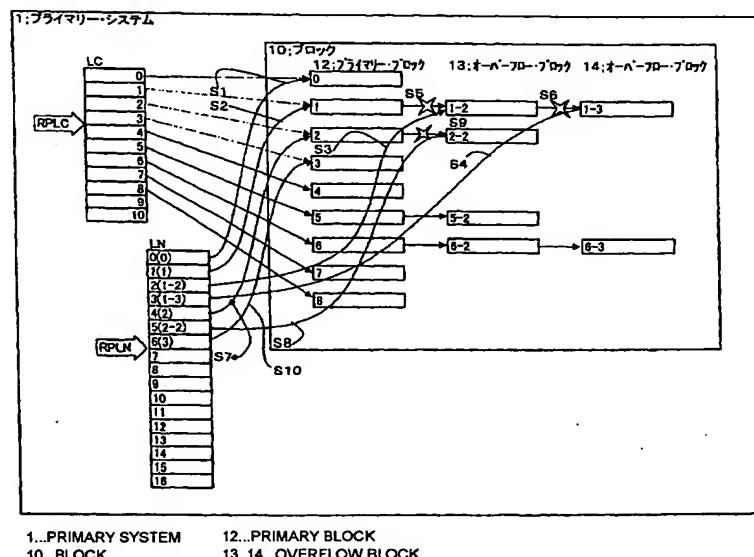
(81)指定国(国内): AE, AG, AL, AM, AT, AU, AZ, BA, BB, BG, BR, BY, BZ, CA, CH, CN, CO, CR, CU, CZ, DE, DK, DM, DZ, EC, EE, EG, ES, FI, GB, GD, GE, GH, GM, HR, HU, ID, IL, IN, IS, JP, KE, KG, KP, KR, KZ, LC, LK, LR, LS, LT, LU, LV, MA, MD, MG, MK, MN, MW, MX, MZ, NI, NO, NZ, OM, PG, PH, PL, PT, RO, RU, SC, SD, SE, SG, SK, SL, SY, TJ, TM, TN, TR, TT, TZ, UA, UG, US, UZ, VC, VN, YU, ZA, ZM, ZW.

(84)指定国(広域): ARIPO特許 (GH, GM, KE, LS, MW, MZ, SD, SL, SZ, TZ, UG, ZM, ZW), ユーラシア特許 (AM, AZ, BY, KG, KZ, MD, RU, TJ, TM), ヨーロッパ特許 (AT, BE, BG, CH, CY, CZ, DE, DK, EE, ES, FI, FR, GB, GR, HU, IE, IT, LU, MC, NL, PT, RO, SE, SI, SK, TR), OAPI特許 (BF, BJ, CF, CG, CI, CM, GA, GN, GQ, GW, ML, MR, NE, SN, TD, TG).

(続葉有)

(54)Title: DATABASE RE-ORGANIZING SYSTEM AND DATABASE

(54)発明の名称: データベースの再編成システム、並びに、データベース



WO 2004/025475 A1

(57)Abstract: A re-organizing system for re-organizing a database while operating the system using "data storing/searching method" of the invention disclosed in JP 11-31096 A. In addition to a currently-used location table (LC), another location table (LN) is newly made. During unit processing, the entries in one or more blocks of the location table (LC) are transferred to the location table (LN), enabling re-organization of blocks where records are recorded and re-organization of main keys. Similarly, by using a re-organization pointer indicating the progress of the re-organization of alternate key indexes, re-organization of a database can be made without stopping use of the database while carrying out search, addition, update, and deletion of data using main keys and alternate keys.

(続葉有)

BEST AVAILABLE COPY



添付公開書類:

- 國際調査報告書
- 棄正書・説明書

2文字コード及び他の略語については、定期発行される各PCTガゼットの巻頭に掲載されている「コードと略語のガイダンスノート」を参照。

(57) 要約:

特開平11-31096号公報記載の発明「データ格納検索方式」に対して、当該システムを運用したままで再編成を可能とする再編成システムの提供。

現用のロケーション・テーブルLCに対し新規のロケーション・テーブルLNを設け、単位処理時点で1個または複数個のブロックを対象に、ロケーション・テーブルのエントリーをLCからLNに書き移すことにより、レコードを格納するブロックと主キーの再編成が可能となる。同様の方法により、代替キー・インデックスの再編成が何処まで進行したかを示す再編成ポインターを用いることにより、主キー、代替キーによるデータ検索・追加・更新・削除を実行しながら、データベースを停止させずにデータベースの再編成を可能とする。

明細書

データベースの再編成システム、並びに、データベース

5 発明の詳細な説明

発明の属する技術分野

本発明はコンピューターによるデータベースの格納検索システムに関するものであり、特にシステムの運用中に無停止で自動的にデータベースの再編成を行うことができるようとしたデータベースシステムに関するものである。

従来の技術

従来のコンピューターによるデータベース格納検索方式は、「Jeffrey D. Ullman 著、国井他 1 名訳、"データベース・システムの原理"、第 1 版、日本コンピューター協会、15. 1985 年 5 月 25 日、p45-71」、「Samuel Leffler 他著/中村明他訳、"UNIX (登録商標) 4. 3BSD の設計と実装"、丸善株式会社、1991 年 6 月 30 日、p193-191」及び「Michael J. Folk 他著/楠本博之訳、"bit 別冊 ファイル構造"、共立出版株式会社、1997 年 6 月 5 日、p169-191」に記載されているように、基本的には階層型のインデックスを使用するものであった。

20 このような従来のデータベース格納検索方式によれば、

(1) インデックスの創生や維持に負荷がかかること、

(2) 最終的に使用されると想定される最大のブロックを予め生成しておかなければならぬこと、

25 (3) インデックスが階層構造をとっているため、データの挿入や削除によってインデックスの更新が行われる場合に、上位インデックスまで変更される場合が発生するために排他範囲が広くなり、デッドロックを引き起こしやすいこと、などの不都合があつた。

このような従来のデータベース格納検索方式の不都合を解消するため、本発明者は、従来の階層型インデックスに代えてロケーション・テーブルと代替キー・テーブルという概念を導入し、インデックスの処理に伴う複雑な処理を簡素化し、テーブル自体の検索をバイナリー・サーチなどの手法を用いることにより、高速化と、メンテナンスの容易性を確保できるようにしたデータ格納検索方式を提案した（特開平 11-231096 号公報、米国特許第 6415375 号参照）。

ここで、本発明者が提案したデータ格納検索方式の内容について簡単に説明してお

くことにする。本発明のデータ格納検索方式は、ロケーション・テーブルと代替キー・テーブルを使用し、それらに対して、バイナリー・サーチを行うことにより、目的のレコードを検索するものである。レコードはブロックと言う固定長の格納領域に格納する。ロケーション・テーブルは連続した領域に確保する。ここで連続した領域とは、
5 論理的な順序であり、物理的な領域では、離れていても良い。レコードはブロックに格納する。各々のブロックのアドレスを、ロケーション・テーブルのエントリーが保持する。レコードは主キー（或る種類のデータベースにおいて、ユニークなキーをいう。例えば従業員データベースにおける従業員コードなどである）の順にブロック内に格納し、直前のブロック内のレコードの主キーは、直後のブロック内のレコードの
10 主キーよりも小さい。レコードは、当初はプライマリー・ブロックに格納するが、そのプライマリー・ブロックが満杯になった後、そのプライマリー・ブロックに対して、挿入レコードが発生するとレコードを格納できなくなるため、当該プライマリー・ブロックに対して、オーバーフロー・ブロックを作成し連結し、一部のレコードをオーバーフロー・ブロックに移動した後、プライマリー・ブロックにレコードの格納を行う。
15 そのオーバーフロー・ブロックが満杯になった後で、更にレコードの挿入が発生すると、そのオーバーフロー・ブロックに対して、オーバーフロー・ブロックを作成して連結する。

ここで、連結とは、物理的に連結されていることを意味するのではなく、プライマリー・ブロックが一番目のオーバーフロー・ブロックのアドレスを保持し、1番目のオーバーフロー・ブロックが2番目のオーバーフロー・ブロックのアドレスを保持している状態が、あたかも物理的にブロックが繋がれているように扱えることから、そのような表現を使用している（以下、同様である）。

このように本発明者の提案したデータ格納検索方式では、オーバーフロー・ブロックは無制限に連結できるので、レコードが格納できなくなる状態は発生しないという利点がある。

発明が解決しようとする課題

しかしながら、本発明が提案したデータ格納検索方式によれば、次のような問題点が発生する。

30 （1）上述したようにオーバーフロー・ブロックが多数連結されると、ロケーション・テーブルのエントリーを検索して、プライマリー・ブロックを検出した後、目的のレコードを探すのに、プライマリー・ブロックしか存在しない場合に対して、時間が余分に掛かることになる。

（2）また、レコードは、ブロック中に主キー値の順番に格納することになってお

り、これは、プライマリー・ブロックに連結された、オーバーフロー・ブロック内や、プライマリー・ブロックとオーバーフロー・ブロック間でも同様である。このように主キー値の順番に格納するので、レコードを挿入する場合に、多くのオーバーフロー・ブロックが連結されていると、複数のオーバーフロー・ブロックにまたがって、
5 レコードを移動する必要がある場合が発生し、プライマリー・ブロックしか存在しない場合に比較して、時間が余分に掛ることになる。

(3) この他、オーバーフロー・ブロックが発生した後に、レコードの挿入があまり発生しない場合や、データの削除によりブロック内のレコードが減少した場合には、当該プライマリー・ブロックやオーバーフロー・ブロック内に空き領域が発生するが、
10 そのブロックにレコードの挿入が行われないと、ブロック内の空スペースは、使用されないまま残ることになり、格納領域の格納効率が落ちることもあった。

(4) 同様に、代替キー・テーブルのエントリーは、通常、挿入型で発生するため、代替キー・ブロックに対して、代替キー・オーバーフロー・ブロックが発生しやすく、代替キー・オーバーフロー・ブロックが存在しない場合に比較して、代替キーによる
15 アクセス速度が低下する、という問題点を持っていた。これは、ターゲット・キー値に対して、目的の代替キー・ブロックを捜しても、その代替キー・ブロックにオーバーフロー・ブロックが連結されていると、それらを検索して目的のエントリーを探さなければならぬからである。

(5) 更に、ブロックに関して述べたのと同様に、エントリーを挿入する際にも、エントリーは代替キー・ブロック内で、代替キー値の順番に格納され、その順序は、代替キー・オーバーフロー・ブロックが存在するときには、代替キー・ブロックと代替キー・オーバーフロー・ブロックの相互間でも、順番に並ぶようになっている。このため、代替キー・ブロックしか存在しない場合に比較して、目的のエントリーを検索するのに余分な時間がかかるものであった。他に、代替キー・エントリーの挿入では、エントリーの移動が必要になり、代替キー・オーバーフロー・ブロックが多い場合には、移動量が多くなるという欠点もあった。

(6) 加えて、代替キー・テーブルに関しては、キーの発生が追加型ではなく、挿入型になることは前述したが、こうした挿入に対応するための工夫として、本発明者が提案したデータ格納検索方式では、プレ代替キー・テーブルを使用してエントリーの少ない状態で、代替キー・オーバーフロー・ブロックの発生を吸収する方式も併せて考案されているが、完全にオーバーフロー・ブロックを無くすことは困難であった。

ところで、上述した(1)～(6)で説明した問題は、従来の階層型のインデックスを使用したデータ格納検索方式の方が顕著であって、その従来の階層型のインデッ

クスを使用したデータ格納検索方式では、データの挿入によってインデックスが分裂していくために、インデックスの形態が変化し、アクセス・スピードの鈍化を招くという欠点があった。

5 このような従来の階層型のインデックスを使用したデータ格納検索方式の欠点を解消するためには、再創生または再編成と呼ばれる方法を使用する必要がある。

この再創生または再編成と呼ばれる方法は、次のようにしていた。すなわち、一旦システムを全面的に停止し、システム上に記録されているレコード（データ）を、すべて別の媒体にコピーする。ついで、元のデータ（レコード、主キーのインデックス、代替キーのインデックス）を消去し、レコードの書き込みを行う。次に、主キーのインデックス、代替キーのインデックスの作成を行う。主キーのインデックスの作成は、総てのレコードから主キーを読み出し、レコードの格納されているブロックのアドレスなどと組にしたエントリーを作成し、その後、主キーでソートを行い、最下位層のインデックスを作成し、その後、上位のインデックスを順次作成する、というものであった。

15 代替キーのインデックスの作成も同様で、レコードから代替キーを読み出し、レコードの格納されているブロックのアドレスなどと組にしたエントリーを作成し、その後、代替キーでソートを行い、最下位層のインデックスを作成し、その後、上位のインデックスを順次作成する、というものであった。これは、代替キーの種類が複数ある場合には、それ毎に実行する必要があった。

20 このような順序で作業を行うため、データ量やインデックスの種類（数）等によってケース・バイ・ケースであるが、従来の階層型のインデックスを使用したデータ格納検索方式においては、再創生に数時間から数百時間という長い時間が必要で、その間、システムを使うことができない、という欠点があった。

また、上記のように面倒な方法を何段階も実行しなければならないため、再創生を全く自動で、人手を掛けずに実施することが困難であり、システム関係者が夜間や休日などに再創生を実施する、といった、勤務上で苦痛を伴う問題もあった。

更に、24時間無停止システムでは、アクセス効率が低下してきても、再創生を実施することができず、性能の劣化をやむなく受け入れ、高性能のハードウェアで性能劣化をカバーするなど、費用的に負担がかかるものでもあった。

30 特に最近では、ハードウェア自体が二重化するなどして、無停止運転が可能になっており、データベースの無停止運転が困難であるのは問題となってきたものであった。

これに対して、本発明者が提案したデータ格納検索方式における再創生は、基本的には、従来の階層型のインデックスを使用したデータ格納検索方式と同等であるが、

本発明者が提案したデータ格納検索方式では、従来の階層型のインデックスを使用したデータ格納検索方式のように、複雑なインデックスを使用しておらず、ロケーション・テーブルと代替キー・テーブルという構成になっているため、従来の階層型のインデックスを使用したデータ格納検索方式に比較して、時間的には遙かに短時間で再創生が完了するが、再創生中にデータベースが使用できないことは同様であった。

具体的には、本発明が提案したデータ格納検索方式における再創生は、プライマリー・システムの運用を止めて、ブロックに格納されているレコードを読み取り、別の装置に格納し、その後で、プライマリー・システムのロケーション・テーブル、ブロック、代替キー種別毎の代替キー・テーブルを再作成し、別の装置に格納したレコードを、新たに作製したブロックに格納しながらロケーション・テーブルのエントリーを作成し、データの格納が終了してから、種類毎の代替キーの代替キー・テーブルのエントリーを作成するという方法である。この方法では、従来のデータ格納検索方式と同等で、プライマリー・システムの運用を止める必要があるため、無停止システムには適用が困難であった。

本発明は、上述した点に鑑みてなされたもので、システムの運用中に無停止で自動的にデータ及びデータベースの再編成を行うことができるよう目的としたデータベースシステムを提供することを目的とする。

課題を解決しようとする手段

上記目的を達成するため、本発明では、次のようにしている。

(本発明の基礎)

まず、本発明者が提案したデータ格納検索方式では、ロケーション・テーブルと代替キー・テーブルを使用し、それに対して、バイナリー・サーチを行うことにより、目的のレコードを検索している。このレコードは、ブロックと言う固定長の格納領域に格納する。このブロックは、プライマリー・ブロックのみがロケーション・テーブルによって管理されており、オーバーフロー・ブロックはプライマリー・ブロックによって管理されている。ロケーション・テーブル及び代替キー・テーブルは、双方とも階層構造を持たないフラットなテーブルである。

本発明者の提案したデータ格納検索方式が有するこの特徴を活かして、ロケーション・テーブルとブロックの再編成を行うこととする。また、代替キー・テーブルに関しても同様に再編成を行うこととするである。

ここで、再編成とは、システム上に格納されたデータに対して、データの挿入・追加・変更・削除が行われるために、データの構成が変動し、データのアクセスが遅くなるため、データやインデックスを整頓することであり、(i) オーバーフロー・ブ

ロックの解消、(ii) フラグメンテーションの解消、(iii) 適正な初期格納率の確保の3つを行うことである。以下に、前記(i)項ないし(iii)項の内容について説明することにする。

(i) オーバーフロー・ブロックの解消とは、次のようなことである。オーバーフロー・ブロックは、レコードの挿入によって発生する。すなわち、あるプライマリー・ブロックにレコードが満杯に入っている、更に、そのプライマリー・ブロックに対して、レコードを挿入しようとする場合に、そのままでは挿入できないことになる。このような挿入を可能とするために、当該プライマリー・ブロックに対して、オーバーフロー・ブロックを割り当て、必要な数のレコードを、プライマリー・ブロックからオーバーフロー・ブロックに移動し、元のプライマリー・ブロックに目的のレコードを挿入することにより、レコードを格納することが可能となる。

ところが、オーバーフロー・ブロックが存在すると、プライマリー・ブロックのみの場合に比較して、レコード検索の負荷が余分に必要となるため、オーバーフロー・ブロックをプライマリー・ブロックとして、ロケーション・テーブルで管理するようになることが、早いアクセスを実現する上で、必要なことになる。

また、レコードをブロック内で主キーの順番に並べるために、レコードの挿入ではレコードの移動が必要になるが、オーバーフロー・ブロックが多いと、移動対象レコードの数が増加し、効率上の問題になるものであった。

(ii) フラグメンテーションの解消とは次のようなことである。フラグメンテーションとは、格納領域の分散化である。ブロック（プライマリー・ブロック及びオーバーフロー・ブロック）に格納されているレコードが不要になって、消去するとその分、ブロックの格納領域が空くことになる。挿入されるレコードが無い場合には、格納領域が空いたまま無駄になってしまふ。また、オーバーフロー・ブロックが発生して、当該オーバーフロー・ブロックの格納容量に比較して、少数のレコードが格納された状態で、レコード挿入がその後発生しないと、その空き容量も、使用されない無駄な格納領域になってしまう。

このような無駄な格納領域を無くすために、次のブロックに格納されているレコードを前のブロックに移動して、ブロック内にレコードが十分に格納されるようにすることにより、格納領域を使用する上での無駄が解消できる。

(iii) 適正な初期格納率の確保に関して説明する。初期格納率とは、最初にブロックを作成してレコードを書き込む場合に、予め一定割合のブロック内領域を空けておき、オーバーフロー・ブロックの発生をある程度防止するためのものである。初期に、ブロックにレコードを格納する場合に、ブロックの容量の100%に対してレコードを格納することは可能であるが、そのように満杯になるまでレコードを格納

した状態で、レコードが挿入されると、直ちにオーバーフロー・ロックが発生することになる。このようになることを避けるために、例えば、当初、プライマリー・ロックにレコードを格納する場合に、格納容量の 90 %までを限度としてレコードを格納しておき、その後、挿入レコードが発生した場合に、その空領域を使用してレコードの格納を行うことにより、直ちにオーバーフロー・ロックを発生させないようにしておくことが可能である。

以上では、ロケーション・テーブルとロック、オーバーフロー・ロックに対する考え方を中心に記述したが、代替キー・ロック、代替キー・オーバーフロー・ロックに対しても同様である。

10

（主キーに係る発明）

主キーに係る発明は、ロケーション・テーブルとロックの再編成に係るものであり、以下に説明する。

主キーに係る発明では、ロケーション・テーブルのエントリーは、そのエントリーが指しているロックの番号、ロックのアドレスの他に、必要に応じて、そのエントリーが指しているロック及び、そのロックに連結されているオーバーフロー・ロックすべてに格納されているレコードの、主キー値の最小値と最大値の双方、または、何れか一方を保持している点に着目し、次のようにしている。

すなわち、主キーに係る発明では、ロケーション・テーブルに対して、新規にロケーション・テーブルを作成し、現用のロケーション・テーブルのエントリーから新規のロケーション・テーブルに順次、書き移してゆく。本発明において、「書き移す」とは、情報をそのまま複写する場合と、必要に応じて一部の情報を変更して、その変更した情報を書くことの両方を言う。本発明では、この順次書き移してゆく際に、プライマリー・ロックに連結されているオーバーフロー・ロックの、連結を切り離し、新規のロケーション・テーブルに新しいエントリーを追加し、当該オーバーフロー・ロックを移動することなく、新規のロケーション・テーブルのプライマリー・ロックとする。主キーに係る発明では、このようにしたことにより、オーバーフロー・ロックの解消を行っている。

主キーに係る発明では、フラグメンテーションの解消を次のようにしている。すなわち、フラグメンテーションの解消は、複数のロック（プライマリー・ロック及びオーバーフロー・ロック）の格納率を調べて、複数のロックに対して、ロック相互間でレコードの移動を行い、必要に応じて、新規にロックを追加しロケーション・テーブルのエントリーから追加するか、使用されていたロックを未使用にしロケーション・テーブルのエントリーから削除することにより実現される。上記の

動作は、1個または複数個のブロックを対象にして、排他を掛けた状態で実施する。

適正な初期格納率の確保は、フラグメンテーションの解消と似ており、ブロックの中にレコードが占める容量を、定めた初期格納率とするように、レコードの移動を行うことにより実現される。

5 以上説明したことを総合すると、単位処理時点（以下、「一時点」ということもある。）、1個または複数個のブロックに対して排他を掛け、再編成を実施する。それは、オーバーフロー・ブロックの解消、フラグメンテーションの解消、適正な初期格納率の確保の3項目を同時に実施することである。当該ブロックに対する再編成が完了したら、排他を解除し、当該ブロックを使用できる状態にする。上記の再編成は、
10 見かけ上、一つのトランザクションとして処理することにより、通常の処理によるデータ更新と矛盾を発生しない。

主キーに係る発明では、再編成を以上のような方法で実施するため、データに対するアクセスを停止することなく再編成が自動的に行えることになる。本発明では、再編成のために、一時点で1個または複数個のブロックに対するアクセスが排他待ちになってしまふが、それ以外のブロックに対しては常にアクセスが可能となる。また、再編成中の1個または複数個のブロックに対するアクセスが排他待ちになってしまふ、という状態は、通常のレコード更新時にも発生することであり、特段の問題ではない。

主キーに係る発明において、再編成をしている最中に、レコードのアクセスを行うためには、再編成ポインターを使用する。この再編成ポインターは、現用のロケーション・テーブルと新規のロケーション・テーブルの双方に、1つずつ設ける。再編成ポインターは、ロケーション・テーブルとブロックの再編成が、どこまで進んでいるかを示すためのものである。

主キーに係る発明において、再編成をしている最中に、レコードを主キーで検索、
25 格納、更新、削除する場合に、目的の主キー値が再編成ポインターが指しているエントリーのプライマリー・ブロック及びオーバーフロー・ブロックに含まれるレコードの主キー値より大きいか小さいかを比較し、目的の主キー値が、再編成ポインターが指しているブロックに格納されているレコードの主キー値以上のときには、現用のロケーション・テーブルを、前記主キー値未満のときには新規のロケーション・テーブルを使用して目的のレコードの検索を行う。

ここで、目的のレコードの検索を行う場合において、現用のロケーション・テーブルを使用するときは、現用のロケーション・テーブルの再編成ポインターと最終ポインターの間にに対してバイナリー・サーチを行う。なお、最終ポインターとは、ロケーション・テーブルを予め大きく確保しておき、その中で、どのエントリーまでが使用

されているか指し示すためのものである。

一方、目的のレコードの検索を行う場合において、新規のロケーション・テーブルを使用するときは、新規ロケーション・テーブルの先頭ポインターと、新規ロケーション・テーブル用の再編成ポインターの間にに対して、バイナリー・サーチを行う。

5 主キーに係る発明では、このように再編成ポインターを使用することで、再編成中であっても目的のレコードを検索することが可能となる。

なお、レコードの更新、追加、挿入、削除の場合も、まず、目的のブロックを探す必要があることから、上述したのと同様のロジックで実現可能である。

10 (代替キーに係る発明の概要)

代替キーに係る発明は、代替キー・テーブルの再編成に係るものである。

「データ格納検索方式」では、代替キー・テーブルは、代替キー・ブロックのみからなる形式としたが、本発明では、代替キー・テーブルに代替キー・ロケーション・テーブルを追加して、代替キー・テーブルと代替キー・ロケーション・テーブルの再編成に係るものである。代替キーに係る発明では、代替キー・テーブルの再編成について、以下のようにしている。すなわち、代替キーに係る発明では代替キー・テーブルの再編成に関しても、ロケーション・テーブル及びブロックの再編成に関する手段と同様な手段により、解決が可能である。

本発明者が提案したデータ格納検索方式では、代替キーと当該代替キー値のレコードが格納されているブロック番号と当該レコードの主キーとからなるエントリーを代替キーの順番に並べて複数格納可能とするとともに、予め同一の大きさで必要数を連続して確保できる代替キー・ブロックを使用し、代替キー・テーブルのエントリーは代替キー・ブロック中に代替キーの順番で並ぶように格納されており、同一の代替キーを持つ代替キー・テーブルのエントリーは同一の代替キー・ブロックに格納されており、同一の代替キーを持つエントリーの数が多いかもしくは代替キーの挿入により、代替キー・ブロックに格納できないときに、代替キー・オーバーフロー・ブロックを代替キー・ブロックに追加してエントリーを格納しており、初期のレコードの数が最終格納予定レコード数に比較して少ない場合は、代替キー・ブロックと同様な構造を持つプレ代替キー・ブロックを1段階以上使用できるようにしたものである。

30 そして、本発明者が提案したデータ格納検索方式では、代替キー・テーブルは、上述のようにそれ自体が連続領域に格納されており、代替キー・テーブルに対して、バイナリー・サーチを行うことにより、目的の代替キー・ブロックを検索することとしている。これに対して、代替キーに係る発明では、更に、代替キー・テーブルに対して、代替キー・ロケーション・テーブルを新たに追加することにより、更に再編成を

効率化できる方法を発明した。

ここで、代替キー・テーブルは、代替キー・ロックと代替キー・オーバーフロー・ロックとから構成されている。

5 (代替キーに係る発明)

代替キーに係る発明は、代替キー・テーブルに対して、代替キー・ロケーション・テーブルを保持する形式に対して代替キー・テーブルの再編成を行うものであり、具体的には以下のようになる。

代替キーに係る発明において、代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーは、
10 そのエントリーが指している代替キー・ロックの番号とアドレスの他に、必要に応じて、そのエントリーが指している代替キー・ロック及び、その代替キー・ロックに連結されている代替キー・オーバーフロー・ロックすべてに格納されているレコードの、主キー値の最小値と最大値の双方、または、何れか一方を保持している。

ここで、代替キーに係る発明では、現用代替キー・ロケーション・テーブルに対して、新規に代替キー・ロケーション・テーブルを作成し、現用代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを新規の代替キー・ロケーション・テーブルに順次、書き移していく。本第3の発明では、この順次書き移してゆく際に、代替キー・オーバーフロー・ロックの連結を切り離し、新規の代替キー・ロケーション・テーブルに新しいエントリーを追加し、新規の代替キー・ロケーション・テーブルの代替キー・ブロックとする。

代替キーに係る発明では、フラグメンテーションの解消を次のようにしている。すなわち、フラグメンテーションの解消は、複数の代替キー・ロック及び代替キー・オーバーフロー・ロック内で使用されているスペースの率を調べて、複数の代替キー・ロック及び代替キー・オーバーフロー・ロックに対して、代替キー・ロック及び代替キー・オーバーフロー・ブロック相互間でレコードの移動を行い、必要に応じて、新規に代替キー・ブロックを追加するか、使用されていた代替キー・ロックまたは代替キー・オーバーフロー・ブロックを未使用にし、代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーから削除することにより実現している。

適正な初期格納率の確保は、オーバーフロー・ブロックの解消と、フラグメンテーションの解消を行う際に同時に実施し、ブロック内のエントリーが占める容量が、初期格納率となるように、エントリーの移動を行う。

上記の動作は、1個または複数個の代替キー・ブロックを対象にして、排他を掛けた状態で実施する。

このように再編成を行うと、一時点では、1個または複数個の代替キー・ブロック

に対するアクセスが待ちになってしまふが、それ以外の代替キー・ブロックに対してはアクセスが可能となる。また、数個から複数個の代替キー・ブロックに対するアクセスが待ちになてしまふ、という状態は、通常のレコード更新時にも発生することであり、特段の問題ではない。

5 代替キーに係る発明において、再編成をしている最中に、レコードのアクセスを行うには、再編成ポインターを使用する。この再編成ポインターは、現用代替キー・ロケーション・テーブルと新規の代替キー・ロケーション・テーブルの双方に、1つずつ設ける。再編成ポインターは、代替キー・ロケーション・テーブルと代替キー・ブロックの再編成が、どこまで進んでいるかを示すためのものである。

10 代替キーに係る発明において、再編成をしている最中に、レコードを、再編成を行っている代替キーで検索する場合に、目的の代替キー値が再編成ポインターが指しているエントリーの代替キー・ブロックに含まれるエントリーの代替キー値より大きいか小さいかを比較し、目的の代替キー値が、再編成ポインターが指している代替キー・ブロックに格納されているエントリーの代替キー値以上のときには、現用代替キー・ロケーション・テーブルを、前記エントリーの代替キー値未満のときには新規の代替キー・ロケーション・テーブルを使用して目的のエントリーの検索を行う。

ここで、再編成を行っている代替キーに対して、レコードの検索を行う場合、現用代替キー・ロケーション・テーブルを使用するときは、現用代替キー・ロケーション・テーブルの再編成ポインターと最終ポインターの間に対してバイナリー・サーチする。

20 一方、再編成を行っている代替キーに対して、レコードの検索を行う場合、新規の代替キー・ロケーション・テーブルを使用するときには、新規の代替キー・ロケーション・テーブルの先頭ポインターと、新規の代替キー・ロケーション・テーブル用の再編成ポインターの間に対して、バイナリー・サーチを行う。

代替キーに係る発明では、このようにすることで、目的のエントリーを検索することが可能となる。なお、エントリーの更新、追加、挿入、削除も、まず、目的の代替キー・ブロックを探す必要があり、同様のロジックで実現可能である。

即ち、本発明は次のような構成を有する。

(1) 一つのユニークな主キーとゼロ個または1個以上のノンユニークな代替キーを持つレコードを順次格納するブロックと、前記ブロックの位置管理を、当該ブロックとランダム・アクセス・メモリ上のアドレスとを対応させたロケーション・テーブルを用いて行い、前記ランダム・アクセス・メモリに格納されているデータベースを管理するコンピューターによるシステムであって、データベース再編成指令を受けると、前記現用のロケーション・テーブルに加えて新規のロケーション・テーブルを作成する第1の手段と、単位処理時点で一個または複数個のブロックを対象とし、現用のロ

ケーション・テーブルのエントリーを新規のロケーション・テーブルに順次、書き移してゆき順次、書き移してゆく際に、オーバーフロー・ロックを検出したときには、当該オーバーフロー・ロックの連結を切り離し、新規のロケーション・テーブルに新しいエントリーを追加し、新規のロケーション・テーブルのプライマリー・ロックとする第2の手段と、を備えたことを特徴とするデータベースの再編成システム。

(2) 一つのユニークな主キーとゼロ個または1個以上のノンユニークな代替キーを持つレコードを順次格納するロックと、前記ロックの位置管理を、当該ロックとランダム・アクセス・メモリ上のアドレスとを対応させたロケーション・テーブルを用いて行い、前記ランダム・アクセス・メモリに格納されているデータベースを管理するコンピューターによるシステムであって、前記ロック内の格納率が所定の値の範囲外である場合に前後のロックのレコードを移動してフラグメンテーションを解消する手段と、を備えたことを特徴とするデータベースの再編成システム。

(3) 前記現用のロケーション・テーブル及び前記新規のロケーション・テーブルにそれぞれ再編成ポインターを設け、各再編成ポインターに対して、単位処理時点で一個または複数個のロックを対象として順次前記再編成処理が終了した位置を格納し、再編成が最終ポインターまで到達したときに再編成処理を完了する手段を備えたことを特徴とする上記(1)～(2)に記載のデータベースの再編成システム。

(4) 再編成をしている最中に、レコードを主キーで検索する場合には、目的の主キーが再編成ポインターの指しているエントリーのプライマリー・ロック及びオーバーフロー・ロックに含まれるレコードの主キー値より大きいか小さいかを比較する比較手段と、前記比較手段により目的の主キー値が、再編成ポインターが指しているロックに格納されているレコードの主キー値以上と判断されたときには現用のロケーション・テーブルを使用して目的のレコードを検索し、主キー値未満と判断されたときには新規のロケーション・テーブルを使用して目的のレコードを検索する検索手段と、を備えたことを特徴とするデータベースの再編成システム。

(5) 替代キーと当該代替キー値のレコードが格納されているロック番号と当該レコードの主キーとからなるエントリーを代替キーの順番に並べて複数格納可能とするとともに、前記エントリーを格納する代替キー・ロックを使用し、代替キー・テーブルのエントリーは代替キー・ロック中に代替キーの順番で並ぶように格納されており、同一の代替キーを持つ代替キー・テーブルのエントリーは同一の代替キー・ロックに格納されており、同一の代替キーを持つエントリーの数が多いかもしくは代替キーの挿入により、代替キー・ロックに格納できないときに、代替キー・オーバーフロー・ロックを代替キー・ロックに追加してエントリーを格納するデータ検索格納システムであって、データベース再編成指令を受けると、前記現用代替キ

一・ロケーション・テーブルに対して新規に代替キー・ロケーション・テーブルを作成する第1の手段と、単位処理時点で1個または複数個のブロックを対象とし、現用代替キー・ロケーション・テーブルのエントリーを新規の代替キー・ロケーション・テーブルに順次、書き移してゆき、順次、書き移してゆく際に、代替キー・ブロックに連結されている代替キー・オーバーフロー・ブロックを検出したときには、当該代替キー・オーバーフロー・ブロックの連結を切り離し、新規の代替キー・ロケーション・テーブルに新しいエントリーを追加し、新規の代替キー・ロケーション・テーブルの代替キー・ブロックとする第2の手段と、を備えたことを特徴とするデータベースの再編成システム。

(6) 代替キーと当該代替キー値のレコードが格納されているブロック番号と当該レコードの主キーとからなるエントリーを代替キーの順番に並べて複数格納可能とともに、予め同一の大きさで必要数を連続して確保できる代替キー・ブロックを使用し、代替キー・テーブルのエントリーは代替キー・ブロック中に代替キーの順番で並ぶように格納されており、同一の代替キーを持つ代替キー・テーブルのエントリーは同一の代替キー・ブロックに格納されており、同一の代替キーを持つエントリーの数が多いかもしくは代替キーの挿入により、代替キー・ブロックに格納できないときに、代替キー・オーバーフロー・ブロックを代替キー・ブロックに追加してエントリーを格納するデータ検索格納システムであって、前記代替キー・ブロック内の格納率が所定の値の範囲外である場合に前後の代替キー・ブロックのレコードを移動してフラグメンテーションを解消する手段、を備えたことを特徴とするデータベースの再編成システム。

(7) 前記現用代替キー・ロケーション・テーブル及び前記新規の代替キー・ロケーション・テーブルにそれぞれ再編成ポインターを設け、前記各再編成ポインターに単位処理時点での再編成が終わっている位置を格納する手段を備えたことを特徴とする前記(4)～(5)に記載のデータベースの再編成システム。

(8) 再編成をしている最中に、レコードを、再編成を行っている代替キーで検索する場合には、目的の代替キー値が再編成ポインターの指しているエントリーの代替キー・ブロックに含まれるエントリーの代替キー値より大きいか小さいかを比較する比較手段と、前記比較手段により目的の代替キー値が再編成ポインターの指している代替キー・ブロックに格納されているエントリーの代替キー値以上と判断されたときには現用代替キー・ロケーション・テーブルを使用して目的のレコードを検索し、前記エントリーの代替キー値未満と判断されたときには新規の代替キー・ロケーション・テーブルを使用して目的のレコードを検索する検索手段と、を備えたことを特徴とするデータベースの再編成システム。

(9) コンピューターにおけるデータベース・システムにおいて、代替キーと該当レコードが格納されているブロック番号と該当レコードの主キーとからなるエントリーを複数格納可能とともに、予め同一大きさで必要数を連続して確保できる代替キー・ブロックを使用し、前記代替キー・ブロックの記憶装置内での位置を管理するため、前記代替キー・ブロックに付与した番号と前記記憶装置内の物理的位置を対応させた代替キー・ロケーション・テーブルとを用い、前記キー・ブロックに代替キー・エントリーを代替キーの順番で格納するとともに、前記代替キー・ブロックに格納できなくなったときに、新たな代替キー・オーバーフロー・ブロックを割り当てて代替キー・エントリーを格納し、かつ、前記代替キー・ロケーション・テーブルにより前記代替キー・ブロックの前記記憶装置内での位置管理を行うことを特徴とするデータベース・システム。

(10) 一つのユニークな主キーとゼロ個または1個以上のノンユニークな代替キーを持つレコードを順次格納するブロックと、前記ブロックの位置管理を、当該ブロックとランダム・アクセス・メモリ上のアドレスとを対応させたロケーション・テーブルを用いて行い、前記ブロック内の格納率が所定の値の範囲外である場合に前後のブロックのレコードを移動してフラグメンテーションを解消する手段を有し、前記ランダム・アクセス・メモリに格納されているデータベースを管理するコンピューターによるシステムであって、前記フラグメンテーションの解消によって生じた、未使用ブロックのアドレスを格納するための、連続した領域と、前記領域に対し、開始位置と終了位置を指すポインターを有することを特徴とするデータベース・システム。

(11) 一つのユニークな主キーとゼロ個または1個以上のノンユニークな代替キーを持つレコードを順次格納するブロックと、前記ブロックの位置管理を、当該ブロックとランダム・アクセス・メモリ上のアドレスとを対応させたロケーション・テーブルを用いて行い、前記ランダム・アクセス・メモリに格納されているデータベースを管理するコンピューターによるシステムであって、

ブロック内に、当該ブロック内で使用されているスペースの率を保持することを特徴とするデータベース・システム。

(12) 一つのユニークな主キーとゼロ個または1個以上のノンユニークな代替キーを持つレコードを順次格納するブロックと、前記ブロックの位置管理を、当該ブロックとランダム・アクセス・メモリ上のアドレスとを対応させたロケーション・テーブルを用いて行い、前記ランダム・アクセス・メモリに格納されているデータベースを管理するコンピューターによるシステムであって、データベース再編成指令を受けると、前記現用のロケーション・テーブルに加えて新規のロケーション・テーブルを作成する第1の手段と、単位処理時点で一個または複数個のブロックを対象とし、現用

のロケーション・テーブルのエントリーを新規のロケーション・テーブルに順次、書き移してゆき順次、書き移してゆく際に、オーバーフロー・ロックを検出したときには、当該オーバーフロー・ロックの連結を切り離し、新規のロケーション・テーブルに新しいエントリーを追加し、新規のロケーション・テーブルのプライマリー・ロックとする第2の手段と、単位処理時点で一個または複数個のロックを対象とし、現用のデータベースのロックを新規のデータベースに、順次、書き移してゆく第3の手段とを備えたことを特徴とするデータベースの再編成システム。

(13) 一つのユニークな主キーとゼロ個または1個以上のノンユニークな代替キーを持つレコードを順次格納するロックと、前記ロックの位置管理を、当該ロックとランダム・アクセス・メモリ上のアドレスとを対応させたロケーション・テーブルを用いて行い、プライマリー・システムから送信されるログ・データにより、自己のデータを更新するセカンダリー・システムであって、

データベース再編成指令を受けると、前記現用のロケーション・テーブルに加えて新規のロケーション・テーブルを作成する第1の手段と、単位処理時点で一個または複数個のロックを対象とし、現用のロケーション・テーブルのエントリーを新規のロケーション・テーブルに順次、書き移してゆき順次、書き移してゆく際に、オーバーフロー・ロックを検出したときには、当該オーバーフロー・ロックの連結を切り離し、新規のロケーション・テーブルに新しいエントリーを追加し、新規のロケーション・テーブルのプライマリー・ロックとする第2の手段と、を備えたことを特徴とするデータベースの再編成システム。

(14) 一つのユニークな主キーとゼロ個または1個以上のノンユニークな代替キーを持つレコードを順次格納するロックと、前記ロックの位置管理を、当該ロックとランダム・アクセス・メモリ上のアドレスとを対応させたロケーション・テーブルを用いて行い、プライマリー・システムから送信されるログ・データにより、自己のデータを更新するセカンダリー・システムであって、

データベース再編成指令を受けると、前記現用のロケーション・テーブルに加えて新規のロケーション・テーブルを作成する第1の手段と、単位処理時点で一個または複数個のロックを対象とし、現用のロケーション・テーブルのエントリーを新規のロケーション・テーブルに順次、書き移してゆき順次、書き移してゆく際に、オーバーフロー・ロックを検出したときには、当該オーバーフロー・ロックの連結を切り離し、新規のロケーション・テーブルに新しいエントリーを追加し、新規のロケーション・テーブルのプライマリー・ロックとする第2の手段と、を備えたことを特徴とするデータベースの再編成システム。

図面の簡単な説明

図 1 は、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムが適用されるプライマリー・システムの一例を示す構成図である。

5 図 2 は、図 1 で示したプライマリー・システムの内、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムが適用される部分のみを示した概略図である。

図 3 は、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムの動作を説明するための図である。

10 図 4 は、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、フラグメンテーションを解消する再編成の動作を説明するための図である。

図 5 は、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、全体的なフラグメンテーションを解消させる方法について説明するための図である。

15 図 6 は、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、全体的なフラグメンテーションを解消させる方法について説明するための図である。

図 7 は、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、再編成中のデータの検索・読み書き動作について説明するための図である。

20 図 8 は、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、検索中に再編成が進行した場合への対処する動作について説明するための図である。

図 9 は、代替キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムを説明するための図である。

25 図 10 は、代替キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、プライマリー・システムの代替キー・テーブルの一つを説明するために示す図である。

図 11 は、代替キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムの再編成の方法を説明するための図である。

30 図 12 は、代替キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、フラグメンテーションを解消する方法を説明するための図である。

図 13 は、代替キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、全体的なフラグメンテーションを解消する方法について説明するための図である。

図14は、代替キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、ロックの再利用を説明するための図である。

図15は、代替キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、代替キーの検索を行っている最中に再編成が進んでしまい、検索開始時の
5 現用再編成ポインターと検索終了時の現用再編成ポインターの位置が異なっている場合の動作についての説明図である。

図16は、主キーないし代替キーに係る発明に係るデータベースの再編成システムにおいて、ロケーション・テーブルを排他する場合の例を示す図である。

図17は、主キーないし代替キーに係る発明が適用されるデータ・バックアップ・
10 リカバリ方式において、同期密結合方式を採用した場合の動作を説明するためのフローチャートである。

図18は、主キーないし代替キーに係る発明が適用されるデータ・バックアップ・リカバリ方式において、非同期疎結合方式を採用した場合の動作を説明するためのフローチャートである。

15 図19は、再編成時に、ロックを書き移す方式の図である。

図20は、再編成のフローチャートである。

図21は、プライマリー・システムとセカンダリー・システムが非同期で再編成を実施する場合の図である。

20 符号の説明

- 1 プライマリー・システム
- 2 セカンダリー・システム
- 10 ロック
- 11 替代キー・テーブル
- 12 プライマリー・ロック
- 13, 14 オーバーフロー・ロック
- 15, 16 替代キー・オーバーフロー・ロック
- 17 替代キー・ロック
- L C 現用ロケーション・テーブル
- L N 新規ロケーション・テーブル
- A A C 現用代替キー・テーブル
- A A N 新規代替キー・テーブル
- A A L C 現用代替キー・ロケーション・テーブル
- A A L N 新規代替キー・ロケーション・テーブル

UBAT, UABAT 未使用ロック・アロケーション・テーブル

発明の実施の形態

以下、主キーないし代替キーに係る発明の実施の形態について図面を参照して説明

5 をするが、その前に本発明の主キーないし代替キーに係る発明の基礎となった事項についてまず説明する。

<主キーに係る発明ないし代替キーに係る発明の基礎>

主キーに係る発明ないし代替キーに係る発明は、特開平11-031096号公報

10 及び米国特許第6415375号公報に記載されている発明の発想を踏まえて、基本部分をそのまま利用しながら、データ格納検索方式の運用を止めることなく、自動的に再編成を実施することを目的とする。

また、同様に本発明者が発明した特開2001-356945号公報に記載されている「データ・バックアップ・リカバリー方式」では、プライマリー・システムに15 対してセカンダリー・システムを1つ以上用意し、ロケーション・テーブル、ロック、代替キー・テーブルを1組としてセカンダリー・システムを構成するか、ロックのみを保持してバックアップし、リカバリー時にそのバックアップを使用する方式を示している。この「データ・バックアップ・リカバリー方式」を使用した場合にも、主キーに係る発明ないし代替キーに係る発明は適用可能であることも説明する。

20 以下に、特開平11-031096号公報に記載されたデータ格納検索方式について説明を行う。特開平11-031096号公報に記載された「データ格納検索方式」の特徴の第1は、ロケーション・テーブルという、レコードを格納するためのロック（プライマリー・ロック及びオーバーフロー・ロック）を、ロケーション・テーブルというフラットな（階層構造を持たない）テーブルを用いて管理している点である。ロック間では、あるロックより前にあるロックに格納されているレコードの主キー値は、あるロックに格納されているレコードの主キー値より小さい。ロックには、レコードをそのレコードの主キーの順番に格納するようにする。これは、プライマリー・ロック内でも、プライマリー・ロックに連結されているオーバーフロー・ロック内でも、また、その相互間でも同様である。このようにすることで、30 ブロック内のレコードを検索する際の効率が向上する。

「主キー」とは、一つの種類のデータ上でユニークなキーであり、レコードに一つ必要となるものである。例えば、従業員マスターにおける、従業員コード、取引先マスターにおける取引先コードなどである。「代替キー」とは、データ上でノン・ユニークなキーであり、レコード中に複数種類の代替キーが存在してもよい。例えば、従

従業員マスターにおける、従業員氏名や所属、入社年月日などである。

ロック内にレコードの挿入がある場合、そのロックに格納できなくなった場合には、そのロックに対して、オーバーフロー・ロックを追加し、双方を連続して使用することにより、レコードの格納を行う。オーバーフロー・ロックが一つで足りなくなった場合には、そのオーバーフロー・ロックに対して更にオーバーフロー・ロックを連結し、順次オーバーフロー・ロックを連結することにより、レコード挿入が幾つでも可能としてある。これらのオーバーフロー・ロックは、最初のプライマリー・ロックに連結されているものである。

ロケーション・テーブルは連続した領域に確保する。ここで連続した領域とは、論理的な順序であり、物理的な領域では、離れていても良い。ロケーション・テーブルはプライマリー・ロックの管理のみを行い、オーバーフロー・ロックはプライマリー・ロックの従属として、ロケーション・テーブルでは管理されない。このため、オーバーフロー・ブロッキングが発生しても、ロケーション・テーブルの構造的な変更は発生しない。

上記「データ格納検索方式」の特徴の第2は、主キーによる検索には、ロケーション・テーブルをバイナリー・サーチして目的のロックを求めるという方法により、旧来のインデックスを使用せず、インデックス管理を効率化し、検索・格納を高速化した点である。

上記「データ格納検索方式」の特徴の第3は、代替キー用に代替キー・テーブルという、これもフラットなテーブルを採用する。「代替キー」とは、既に説明したように、データ上でノン・ユニークなキーであり、レコード中に複数種類の代替キーが存在してもよい。例えば、従業員マスターにおける、従業員氏名や所属、入社年月日などである。

代替キーの追加や変更によりキー値のエントリーが増加しても、代替キー・テーブル・ロックに代替キー・オーバーフロー・ロックを追加することで、旧来のインデックスにあったような分割をなくし、代替キー用のインデックス管理を効率化したことである。また、代替キー・オーバーフロー・ロックが一つで不足する場合には、その代替キー・オーバーフロー・ロックに対して、更に、代替キー・オーバーフロー・ロックを連結することにより、代替キー・エントリーの挿入に関する制限を無くしている。

上記「データ格納検索方式」の特徴の第4は、代替キーによる検索について、代替キー・テーブルをバイナリー・サーチにより検索することにより高速化したものである。

更に、上記「データ格納検索方式」の特徴の第5は、代替キー・テーブルに対するキー値の追加変更が多く行われると、代替キー・オーバーフロー・ロックが増加するため、検索効率が低下する可能性があるが、プレ代替キー・テーブルを使用することにより、検索効率が低下しないような工夫がされている。

5 主キーに係る発明ないし代替キーに係る発明では、特開平11-031096号公報の「データ格納検索方式」で示された、データ格納用ファイル（ロックの集合）に対して、ロケーション・テーブル、及び、代替キー・テーブルを用いてレコードの検索を行うことになっている。

10 また、ロックに対してレコードの挿入や追加に伴い、オーバーフロー・ロックが追加されることや、レコードの削除に伴いロックに空き領域が発生する。このように、アクセス効率とロックの格納効率が低下する問題を、再編成により、レコードのアクセス効率、及び、格納効率を最大限にすることを目的としている。

15 更に、代替キー・テーブルにおいては、同様に、レコードの追加・更新・削除に伴って、代替キー値が変更される場合もあり、代替キー・オーバーフロー・ロックが追加されることや代替キー・ロック及び、代替キー・オーバーフロー・ロックに空き領域が発生する。

これによって、アクセス効率と代替キー・エントリーの格納効率が低下する問題を、再編成により、エントリーのアクセス効率、及び、格納効率を最大限にすることを目的としている。

20 主キーに係る発明ないし代替キーに係る発明では、この「データ検索格納方式」で定義されているロケーション・テーブル、ロック、代替キー・テーブル（種類ごとに1つ）の組合せ（1セット）をプライマリー・システムと呼ぶ。

実際の適用においては、プライマリー・システムは、複数のセットから構成されると考えられるが、1セットに対して再編成する方式を、他のセットに適用すればよい。

25 主キーに係る発明ないし代替キーに係る発明では、所謂、データベースを念頭におくと理解しやすいが、データベースのみを対象とするものではなく、データ格納検索方式及びシステム全般を対象としている。従来のコンピューターでは、外部記憶装置に格納されたプログラムやデータを、メイン・メモリーにロードして実行するという方式を探っていた。このため、外部のデータベースと、内部のメイン・メモリーは画然と分かれていたが、今後、不揮発性メモリーが普及すると、外部記憶装置にも高速なランダム・アクセス・メモリーが採用されることになろう。そうなった場合に、外部記憶と内部記憶を分けなければならない理由が無くなる。データが、外部記憶装置以外のどこに格納されていても、本方式及びシステムの適用が可能である。

[再編成の目的と理由]

再編成の目的は、次の3項目である。(i) オーバーフロー・ロックの解消、(ii) フラグメンテーションの解消と、(iii) 適正な初期格納率の確保である。

以下、再編成の目的と理由について上記3項目について説明する。

5

[再編成の目的 (その1) : (i) オーバーフロー・ロックの解消]

「オーバーフロー・ロック」は、レコードの挿入によって発生するものである。あるプライマリー・ロックにレコードが満杯に入っている、更に、そのプライマリー・ロックに対して、レコードを挿入しようとする場合に、そのままでは挿入できないことになってしまう。このような挿入を可能とするために、当該プライマリー・ロックに対して、オーバーフロー・ロックを割り当て、必要な数のレコードを、プライマリー・ロックからオーバーフロー・ロックに移動し、元のプライマリー・ロックに目的のレコードを挿入することにより、レコードを格納することが可能となる。このようなオーバーフロー・ロックの使用に関しては、「特開平11-31096号公報に記載されている「データ格納検索方式」に述べられている。

ところが、オーバーフロー・ロックがプライマリー・ロックに連結されていると、ロケーション・テーブルをバイナリー・サーチで検索して、目的のプライマリー・ロックを探した後に、当該プライマリー・ロックとそれに連結されているオーバーフロー・ロック内で目的のレコードを探すための動作が、プライマリー・ロックのみが存在する場合に比較して、余分に必要となる。オーバーフロー・ロックをプライマリー・ロックとして、ロケーション・テーブルで管理するようにすることが、早いアクセスを実現する上で、必要なことになる。

また、レコードをロック内で主キーの順番に並べるために、レコードの挿入ではレコードの移動が必要になるが、オーバーフロー・ロックが多いと、移動対象レコードの数が増加し、効率上の問題になるものであった。

[再編成の目的 (その2) : (ii) フラグメンテーションの解消]

次は、フラグメンテーションの解消である。「フラグメンテーション」とは、格納領域の分散化である。ロック（プライマリー・ロック及びオーバーフロー・ロック）に格納されているレコードが不要になって、消去するとその分、ロックの格納領域が空くことになる。挿入されるレコードが無い場合には、格納領域が空いたまま無駄になってしまう。このような無駄を無くすために、次のロックに格納されているレコードを前のロックに移動して、ロック内にレコードが適正な数だけ、格納されることにより、格納領域を使用する上で無駄が解消できる。

また、オーバーフロー・ブロックが発生して、当該オーバーフロー・ブロックの格納容量に比較して、少數のレコードが格納された状態で、レコード挿入がその後発生しないと、その空き容量も、使用されない無駄な格納領域になってしまう。

更には、ブロック単位で考えると、使用していたブロックが使用されなくなることにより、ブロックが格納領域上で散在した状態になって再使用されなくなると、格納領域全体から見てのフラグメンテーションと言える。本発明の基礎では、未使用ブロックの再利用に関しては、ブロック内のフラグメンテーションの解消とは解決案を分けて説明している。

10 [再編成の目的（その3）：(iii) 適正な初期格納率の確保]

次に適正な初期格納率の確保がある。「初期格納率」とは、最初にブロックを作成してレコードを書き込む場合に、予め一定割合のブロック内領域を空けておき、オーバーフロー・ブロックの発生を防止するためのものである。

初期に、ブロックにレコードを格納する場合に、ブロックの容量の100%に対してレコードを格納することは可能であるが、そのように満杯になるまでレコードを格納した状態で、レコードが挿入されると、直ちにオーバーフロー・ブロックが発生することになる。オーバーフロー・ブロックは、検索効率の低下に繋がるのみならず、オーバーフロー・ブロックに格納されるレコードが少ない場合には、オーバーフロー・ブロックの空き領域が多くなってしまい、前述のフラグメンテーションの原因となる。このような状態になることを避けるために、例えば、当初、プライマリー・ブロックにレコードを格納する場合に、格納容量の90%までを限度として、レコードを格納しておき、その後、挿入レコードが発生した場合に、その空領域を使用してレコードの格納を行うことにより、直ちにオーバーフロー・ブロックを発生させないようにしておくことが可能である。

25 このように、予め一定割合のブロック内領域を挿入レコードのために空けておくというのが適正な初期格納率の考え方であるが、これは従来から良く知られた技法の一つである。

[再編成の目的（その3の詳細説明）：適正な初期格納率の確保の詳細]

30 適正な初期格納率を適用するのは、(a) データベースを最初に作成する場合、または、(b) ブロックを新たに確保してそのブロックに追加型でレコードを格納する場合、(c) 既に確保されているブロック内で使用されているスペースの率が適正な格納率を下回っているときに、当該ブロックにレコードを挿入する場合、または、(d) 再編成を行う場合、の4つである。

上記 (b) のブロックを新たに確保してそのブロックに追加型でレコードを格納する場合、または、上記 (c) の既に確保されているブロック内で使用されているスペースの率が適正な格納率を下回っている場合に、当該ブロックにレコードを挿入する場合の2つは、厳密な定義としては、別個のものであるが、実用上は同じロジックで実現できる。

上記 (b) のブロックを新たに確保してブロックにレコードを格納する場合を、もう少し詳しく説明すると、新たにブロックを確保するのは、ロケーション・テーブルの最終ポインターが指している直前のエントリー（最終エントリー）が指しているブロックが適正な格納率を超えており、そのブロックに格納されているレコードより、
10 大きな主キー値を持っているレコードが格納対象となった場合に、新たにプライマリー・ブロックを割り当てて、新たに割り当てたプライマリー・ブロックに、当該レコードを格納する。

この新たなプライマリー・ブロックに対して、追加型でレコードが書き込まれる場合は、適正な初期格納率まで、レコードの格納を行い、適正な格納率を超えたたら、更
15 に、次のプライマリー・ブロックを割り当てる。このように、プライマリー・ブロックの割り当て後は、適正な初期格納率に達するまで、レコードの格納を行う。これは、当該ブロックに対して、挿入型のレコード格納であっても、同様であり、適正な格納率に達するまでは、当該プライマリー・ブロックに対して格納を行う。

このように新たにプライマリー・ブロックを割り当てた場合に、最終ポインターを
20 順次移動するのは、当然のことである。

また、新たにブロックを割り当てるのは、上記以外に、オーバーフロー・ブロックの割り当てがある。オーバーフロー・ブロックに対してレコードを格納する場合も、
25 プライマリー・ブロックの場合と同様で、適正な初期格納率に達するまで、レコードの格納を行う。適正な初期格納率に達した場合に、次のオーバーフロー・ブロックを新たに割り当てて、その新しいオーバーフロー・ブロックにレコードの格納を行う。

既に確保されているブロック内で使用されているスペースの率が適正な格納率を下回っている場合に、当該ブロックにレコードを挿入する場合というの、以下に述べるようなことである。

あるブロック（プライマリー・ブロックであっても、オーバーフロー・ブロックであってもよい）にレコードが格納されていた状態に対して、レコードの消去が発生すると、ブロック内から消されて、その分の格納領域が空くことになる。この空領域が、適正な初期格納率を下回っていると、その空領域は無駄に使用されている、と考えられる。このようなブロックに対して、レコードが挿入される場合には、適正な初期格納率に達するまで、レコードを格納することが、格納領域の有効利用上、有用である。

このような、適正な初期格納率の考え方は、あくまでも、次のブロックを新たに割り当てるか否かの判断に使用するためのもので、あるプライマリー・ブロックにオーバーフロー・ブロックが割り当てられていて、そのプライマリー・ブロックに対して、レコードの挿入が発生した場合には、格納率が 100% に達するまで格納を行う。

5 以上では、ロケーション・テーブルとブロック、オーバーフロー・ブロックに対する考え方を中心に記述したが、代替キー・ブロック、代替キー・オーバーフロー・ブロックに対しても同様の問題を抱えており、後述するように、代替キー・ブロックの再編成も本発明の対象である。

10 [統計手法の利用による再編成の自動化]

自動再編成を実施するには、以下のように統計手法を用いるのが有効である。このような統計手法は旧来の方式でも用いられてきた方法である。これは、ソフトウェアによって自動的に実行することが可能である。

従来の方式であるデータ格納システムに対して、統計手段を追加する。この統計手段には、ブロックに対するオーバーフロー・ブロックの発生状況を把握するために、次の(a-i)～(a-v)に示す項目を調査する。なお、必ずしも(a-i)～(a-v)に示す項目の総てを調査する必要はなく、目的によって選択すればよい。

- (a-i) 全体のブロック数。
- (a-ii) プライマリー・ブロック数。
- 20 (a-iii) オーバーフロー・ブロック数。
- (a-iv) 一つのプライマリー・ブロックあたりのオーバーフロー・ブロック数の最大。
- (a-v) 一つのプライマリー・ブロックあたりのオーバーフロー・ブロック数の標準偏差。

更に、フラグメンテーションと適正な初期格納率に関する次の(b-i)及び (b-ii) 25 で示すデータも有効であるが、適正な初期格納率は、前述したように、ブロックに対する初期状態に関するもので、フラグメンテーションが、より重要である。ブロックはプライマリー・ブロックとオーバーフロー・ブロックの双方を含む。

- (b-i) ブロックの総格納可能領域の大きさ。
- (b-ii) ブロックの実際に使用されている格納領域の大きさ。
- 30 また同様に、代替キー・テーブルの代替キー・ブロックに対する代替キー・オーバーフロー・ブロックの発生状況を把握するために、次の(c-i)～(c-iv)に示す項目を調査する。必ずしも総ての項目を調査する必要はなく、目的によって選択すればよい。
- (c-i) 代替キー・ブロック数。
- (c-ii) 代替キー・オーバーフロー・ブロック数。

(c-iii) 一つの代替キー・ブロックあたりの代替キー・オーバーフロー・ブロック数の最大。

(c-iv) 一つの代替キー・ブロックあたりの代替キー・オーバーフロー・ブロック数の標準偏差。

5 同様に、フラグメンテーションと適正な初期格納率に関する次の(d-i)及び(d-ii)に示すデータも有効であるが、適正な初期格納率は、前述したように、代替キー・ブロックに対する初期状態に関するもので、フラグメンテーションに関する情報が、より重要である。

10 (d-i) 代替キー・ブロックと代替キー・オーバーフロー・ブロックの双方の総格納可能領域の大きさ。

(d-ii) 代替キー・ブロックと代替キー・オーバーフロー・ブロックの双方の実際に使用されている格納領域の大きさ。

15 また、ロケーション・テーブル、各々の代替キー・テーブルに対するアクセス数を数えることが好ましい。これは、オーバーフローが発生していても、アクセスが少ない場合には、再編成を行わない、という選択を可能とするためである。

上記の項目の数字を調査し、予め定めた閾値に達したら自動的に再構成を行う。

これから述べるように、主キーに係る発明ないし代替キーに係る発明に係るデータベースの再編成システムでは、プライマリー・システムの運用を止めずに、運転しながら再構成を行うことが可能である。また、上述した「データ・バックアップ・リカバリー方式」を使用している場合にも、プライマリー・システムとセカンダリー・システムとの間に矛盾を発生することなく、再編成が可能である。

25 この自動再編成システムを使用する場合には、再構成がシステムの稼動負荷が高い時間帯に行われると、システム全体のパフォーマンスが低下するため、稼動負荷が低い時に行なうことが好ましいが、この自動再編成システムは、後述するように、いつでも再構成を中断して、再開することが可能である。これにより、旧来の方法のように、長時間の運用停止を行う必要がなく、システム負荷の低い状態の時に、逐次、進めることができる。

[オーバーフロー・ブロックの形式の選択]

30 (オーバーフロー・ブロックの形式に関して)

上述した「データ格納検索方式」では、オーバーフロー・ブロックの形式に関して、3種類の提案を行っている。すなわち、第1にプライマリー・ブロックと同じ大きさのブロックとする、第2にプリマリー・ブロックと異なった大きさのブロックとする、第3に複数のプライマリー・ブロックから管理されるようにする、の3種である。

本発明では、プライマリー・ブロックと同一の大きさのオーバーフロー・ブロックを使用することを前提とする。何故ならば、オーバーフロー・ブロックの大きさが、プライマリー・ブロックと異なった大きさのブロックとする場合には、再編成によって、ブロックの大きさを変更する必要があること、プライマリー・ブロックと異なる大きさのオーバーフロー・ブロックが未使用ブロックになった場合には、再使用に関して制限が大きくなることから好ましくない。また、一つのオーバーフロー・ブロックが複数のプライマリー・ブロックから管理されるようにする場合には、再編の負荷が増大することから、同様に好ましくない。

10 [再編成時の必要領域]

(2つのロケーション・テーブルを保持)

この自動再編成システムによる自動再編成を実施する場合には、一時点で、再編成対象のロケーション・テーブル、代替キー・テーブルを2つ持つ必要があるため、領域の余裕が必要である。

15 代替キー・テーブルが3種類(A, B, C)ある場合(図1参照)を例にとって説明する。

ロケーション・テーブルLCと代替キー・テーブルA、B、Cの何れについて、再編成をする必要があるかの判断を行う。これは、前述した、オーバーフロー・ブロックの発生数、標準偏差等を調べて、一定の閾値を超えているものを対象にする。また、
20 ロケーション・テーブルの他に、同時に、代替キー・テーブルが一つ以上、再編成対象になった場合には、すべての再編成を同時に行うのではなく、まず、ロケーション・テーブルの再編成を行い、次に、代替キー・テーブルの再編成を、種類毎に順次実施する。A, B, Cの3種類が同時に再編成対象になった場合には、まず、Aの再編成を行い、完了したらBの再編成を行い、Bの再編成が完了したらCの再編成を行う。

25 つまり、新旧2つのテーブル用の領域が必要であるが、ロケーション・テーブルと代替キー・テーブルのすべてに対して同時に必要なのではなく、一時点では、再編成の対象となるテーブルに対して、新旧の領域が必要となるので、領域が多大に必要になるわけではない。

30 <主キーに係る発明の実施の形態>

図1は、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムが適用されるプライマリー・システムの一例を示す構成図である。

この図1において、前記プライマリー・システム1は、当該ロケーション・テーブルLCと、ブロック10と、代替キー・テーブル11Aと、代替キー・テーブル11

Bと、代替キー・テーブル11Cから構成されている。なお、図示しないが同様の構成のセカンダリー・システムも存在するが、説明の便宜上説明を省略する。

前記ロケーション・テーブルLCは、図1に示すように、当該ロケーション・テーブルLCに記述されているブロック番号に該当するブロック10の位置を指し示している。
5

図2は、図1で示したプライマリー・システムの内、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムが適用される部分のみを示した概略図である。

この図2では、図1のプライマリー・システム1について、ブロック10をプライマリー・ブロック12とオーバーフロー・ブロック13とオーバーフロー・ブロック14とに分け、これらとロケーション・テーブルLCとで構成したことを示すために、
10 プライマリー・システム1として説明することにする。すなわち、プライマリー・システム1は、ロケーション・テーブルLCと、プライマリー・ブロック12と、オーバーフロー・ブロック13と、オーバーフロー・ブロック14とから構成されている。
15 ロケーション・テーブルLCの1番目は、プライマリー・ブロック12のブロック番号「0」を指し示している。

ロケーション・テーブルLCの2番目はプライマリー・ブロック12のブロック番号「1」を指し示しており、このプライマリー・ブロック12はオーバーフロー・ブロック13のブロック番号「1-2」を、オーバーフロー・ブロック13はオーバー²⁰フロー・ブロック14のブロック番号「1-3」を、それぞれ指し示している。

ロケーション・テーブルLCの3番目は、プライマリー・ブロック12のブロック番号「2」を指し示している。

ロケーション・テーブルLCの4番目は、プライマリー・ブロック12のブロック番号「3」を指し示している。

ロケーション・テーブルLCの5番目は、プライマリー・ブロック12のブロック番号「4」を指し示している。
25

ロケーション・テーブルLCの6番目はプライマリー・ブロック12のブロック番号「5」を指し示しており、このプライマリー・ブロック13はオーバーフロー・ブロック13のブロック番号「5-2」を指し示している。

ロケーション・テーブルLCの7番目はプライマリー・ブロック12のブロック番号「6」を指し示しており、このプライマリー・ブロック12はオーバーフロー・ブロック13のブロック番号「6-2」を、オーバーフロー・ブロック13はオーバー³⁰フロー・ブロック14のブロック番号「6-3」を、それぞれ指し示している。

ロケーション・テーブルLCの8番目は、プライマリー・ブロック12のブロック

番号「7」を指し示している。

ロケーション・テーブルLCの9番目は、プライマリー・ブロック12のブロック番号「8」を指し示している。

以下、上記ロケーション・テーブルLCは、プライマリー・ブロック12をそれぞれ指し示すことになる。

図2では、上記プライマリー・システム1は、プライマリー・ブロック12のブロック番号「1」、ブロック番号「2」、ブロック番号「5」、ブロック番号「6」にオーバーフローが生じている。

このようなプライマリー・システム1のロケーション・テーブルLC及びプライマリー・ブロック12、オーバーフロー・ブロック13、オーバーフロー・ブロック14について再編成を次のように行う。.

次に、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムの動作について、図2を基に図3を参照して説明する。

ここに、図3は、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムの動作を説明するための図である。

[ロケーション・テーブル及びブロックの再編成：オーバーフローの解消]

まず、ロケーション・テーブルLCが再編成の対象になった場合を説明する。

この図2及び図3において、「ロケーション・テーブルLCの再編成」とは、次に述べるようなことである。

ロケーション・テーブルLCが管理しているブロック10は、プライマリー・ブロック12のみである。オーバーフロー・ブロック13はプライマリー・ブロック12に管理されている。言い換えれば、オーバーフロー・ブロック13のアドレスをプライマリー・ブロック12が保持している、ということである。このため、ロケーション・テーブルLCを利用して主キーで検索を行う場合に、対象となるプライマリー・ブロック12はロケーション・テーブルLCに対してバイナリー・サーチを行うことにより該当のブロック15が見つかった場合、該当のブロック15内では、対象となるレコードを探す必要がある。該当のプライマリー・ブロック12に対してオーバーフロー・ブロック13、14が多数連結されていると、対象となるレコードを探すための時間が、プライマリー・ブロック12（図1では、例えばブロック番号「0」、ブロック番号「3」、ブロック番号「4」、ブロック番号「7」、ブロック番号「8」）しか存在しない場合に比較して、オーバーフロー・ブロック13（14）の数に関連して、余分に掛かることになる。

これを避けるために、主キーに係る発明の実施の形態では、オーバーフロー・ブロ

ックを無くして、すべてのオーバーフロー・ブロック 13, 14 をプライマリー・ブロック (12) にし、ロケーション・テーブル (LC または LN) で管理することにより、対象レコードを探す時間を、短縮できるようにしたものである。

また、レコードをブロック (10) 内で主キーの順番に並べるために、レコードの 5 挿入ではレコードの移動が必要になるが、オーバーフロー・ブロック (13, 14) が多いと、移動対象レコードの数が増加し、効率上の問題になるものであった。

<現用と新規の 2 つのロケーション・テーブルを使用して再編成を行う。>

主キーに係る発明では、図 3 に示すように、現用ロケーション・テーブル LC と、
10 新規のロケーション・テーブル LN との 2 つを使用して再編成を行うようにしたもの
である。

主キーに係る発明において、オーバーフロー・ブロック (13, 14, ...) が幾つ
発生しているかは、数えてあるので、ロケーション・テーブル LC のエントリー数と、
オーバーフロー・ブロック (13, 14, ...) の数を足したものが、新しいロケーシ
15 ョン・テーブル LN のエントリー数となる。ここで、本明細書では、再編成時点で使
用しているロケーション・テーブルを以下「LC」と言い、新規のロケーション・テ
ーブルを以下「LN」と言うことにする。エントリーは、再編成中にレコードの挿入
によって増加する可能性があり、再編成後もデータ追加によって増加するので、必要
数より多めに確保することが好ましい。

20 しかしながら、後述するように、他方で、フラグメントーションを解消することに
より、必要ブロック数が少なくなる場合もあるし、適正な初期格納率の確保によって
も、必要ブロック数は変動するので、格納されているレコードの容量と適正な初期格
納率を元に計算するのが、最も好ましい方法である。

主キーに係る発明の実施の形態では、第 1 の手段により、新規のロケーション・テ
25 ーブル LN の容量を満たす連続領域を、プライマリー・システム 1 に確保する。

新規のロケーション・テーブル LN の領域の確保ができたら、図 3 に示すように、
現用のロケーション・テーブル LC から新規のロケーション・テーブル LN に対して、
そのエントリーを順次書き移していくのであるが、以下のようない手順で行う。

30 <再編成ポインター>

主キーに係る発明の実施の形態では、第 2 の手段により次のような操作が行われる。
まず、再編成ポインターと言うものを作成する。この再編成ポインターは、ロケーシ
ョン・テーブル (LC, LN) の、どのエントリーまで再編成が終了したかを指し示
すもので、現用のロケーション・テーブル LC 用と、新規のロケーション・テーブル

LN用の2つを用意する。この現用のロケーション・テーブルLC用には再編成ポインターRPLCとし、新規のロケーション・テーブルLN用には再編成ポインターRPLNとする。

ここで、現用のロケーション・テーブルLC用の再編成ポインターRPLCの初期値は、現用のロケーション・テーブルLCの先頭番地、新規のロケーション・テーブルRPLNの初期値は新規のロケーション・テーブルLNの先頭番地とする。

また、上述したようにプライマリー・システム1のロケーション・テーブルLCの1番目、2番目、3番目、…は、図3に示すように、プライマリー・ロック12の所定ロック番号を指し示している。

この図3において、まず、再編成ポインターRPLCの1番目のエントリーと、そのエントリーで管理しているプライマリー・ロック12（のロック番号「0」）及びオーバーフロー・ロックを排他する。この場合はオーバーフロー・ロックが存在しないためプライマリー・ロック12（のロック番号「0」）のみとなる。

次に、1番目のエントリー（ロック番号「0」）を現用のロケーション・テーブルLCから新規のロケーション・テーブルLNに書き移す（図3のS1）。その際に、1番目のエントリー（ロック番号「0」）で管理しているロック（12のロック番号「0」）に、オーバーフロー・ロックが連結されているか否かを確認する。連結されていない場合は、（現用の）再編成ポインターRPLC（新規用の）再編成ポインターRPLNのアドレスを2番目のエントリーの先頭を指し示すように変更する。

図3ではロック番号「0」のプライマリー・ロック12はオーバーフロー・ロックが連結されていないので、（現用の）再編成ポインターRPLC（新規用の）再編成ポインターRPLNとも2番目のエントリーを指し示すように変更する。

（現用の）再編成ポインターRPLCの1番目のエントリーと、そのエントリーで管理しているプライマリー・ロック（12のロック番号「0」）及びオーバーフロー・ロックの排他を解除する。この場合はオーバーフロー・ロックが存在しないためプライマリー・ロックのみとなる。

次に、2番目のエントリー（ロック番号「1」）の処理を行う。現用のロケーション・テーブルLCの2番目のエントリーと、そのエントリーで管理しているプライマリー・ロック12（ロック番号「1」）及びオーバーフロー・ロック13（ロック番号「1-2」）、オーバーフロー・ロック14（ロック番号「1-3」）を排他する。現用のロケーション・テーブルLCの2番目のエントリーで管理されているプライマリー・ロック12には、オーバーフロー・ロック13、14の2つが連結されている。このようにオーバーフロー・ロック13、14がプライマリー・

5 ブロック 12 に連結されている場合には、次の様にする。現用のロケーション・テーブルLCの2番目のエントリーを新規のロケーション・テーブルLNの2番目のエントリーに書き移す(図3のS2)。この場合、単純に書き移すのではなく、ブロックに格納されているレコードの主キー値の最小値と最大値に関する変更を行う。更に、
 ロケーション・テーブルLC及びLNのエントリーに、ブロック(12, 13, 14)の主キー値の最大値、最小値を持っている場合、単に書き移すだけでは、ロケーション・テーブルLNのエントリーの主キー値の最小値と最大値が、ブロック(12, 13,)に格納されているレコードの、主キー値の最小値と最大値と合致しなくなってしまうため、これを回避するためである。
 10 仮に、現用のロケーション・テーブルLCの2番目のエントリーの主キー値の最小値が「0000」、最大値が「0299」だとする。そして、プライマリー・ブロック12に格納されているレコードの主キー値の最小値が「0000」、最大値が「0099」、1番目のオーバーフロー・ブロック13に格納されているレコードの主キー値の最小値が「0100」、最大値が「0199」、2番目のオーバーフロー・ブロック14に格納されているレコードの主キー値の最小値が「0200」、最大値が「0299」とする場合に、次のようになる。

新規のロケーション・テーブルLNの2番目のエントリーの主キー値は、最小が「0000」、最大が「0099」となる。ブロック10のアドレスは、プライマリー・ブロック12(ブロック番号「1」)のアドレスとするので、現用のロケーション・テーブルLNのアドレスと同じ値が入る(図3のS3)。次に、新規のロケーション・テーブルLNの3番目のエントリーには、1番目のオーバーフロー・ブロック13のアドレス(ブロック番号「1-2」)と、主キー値の最小値には「0100」、最大値には「0199」を入れる(図3のS3)。

新規のロケーション・テーブルLNの4番目のエントリーには、2番目のオーバーフロー・ブロック14のアドレス(ブロック番号「1-3」)を入れ、主キー値の最小値は「0200」、最大値は「0299」とする(図3のS4)。

次に、プライマリー・ブロック12(ブロック番号「1」)中のオーバーフロー・ブロック・アドレスをリセットして、オーバーフロー・ブロック13(ブロック番号「1-2」)がプライマリー・ブロック12(ブロック番号「1」)に連結されていない状態にする(図3のS5)。次に1番目のオーバーフロー・ブロック14中のオーバーフロー・ブロック・アドレスをリセットして、2番目のオーバーフロー・ブロック14(ブロック番号「1-3」)が1番目のオーバーフロー・ブロック13(ブロック番号「1-2」)に連結されていない状態にする(図3のS6)。

次に、(現用の)再編成ポインターRPLCが現用のロケーション・テーブルLC

の3番目のエントリーを指すように更新し、(新規の)再編成ポインターRPLNが
(新規の)ロケーション・テーブルLNの5番目のエントリーを指すように更新する。

次に、(現用の)再編成ポインターRPLCの2番目のエントリーと、そのエントリーで管理しているプライマリー・ブロック12(図3ではブロック番号「1」と表示されている)及びオーバーフロー・ブロック13(図3ではブロック番号「1-2」と表示されている)、オーバーフロー・ブロック14(図2ではブロック番号「1-3」と表示されている)の排他を解除する。
5

次に、3番目のエントリー(ブロック番号「2」)の処理を行う。現用のロケーション・テーブルLCの3番目のエントリーと、そのエントリーで管理しているプライマリー・ブロック12(ブロック番号「2」)及びオーバーフロー・ブロック13(ブロック番号「2-2」)を排他する。
10

新規のロケーション・テーブルLNの5番目のエントリーには、プライマリー・ブロック12(ブロック番号「2」)のアドレスとするので、現用のロケーション・テーブルLNのアドレスと同じ値が入る(図3のS7)。次に、新規のロケーション・
15 テーブルLNの6番目のエントリーには、1番目のオーバーフロー・ブロック13のアドレス(ブロック番号「2-2」)の主キー値の最小値及び最大値を入れる(図3のS8)。

次に、プライマリー・ブロック12(ブロック番号「2」)中のオーバーフロー・ブロック・アドレスをリセットして、オーバーフロー・ブロック13(ブロック番号「2-2」)がプライマリー・ブロック12(ブロック番号「2」)に連結されていない状態にする(図3のS9)。
20

次に、(現用の)再編成ポインターRPLCが現用のロケーション・テーブルLCの4番目のエントリーを指すように更新し、(新規の)再編成ポインターRPLNが
(新規の)ロケーション・テーブルLNの6番目のエントリーを指すように更新する。
25

次に、(現用の)再編成ポインターRPLCの4番目のエントリーと、そのエントリーで管理しているプライマリー・ブロック12(図3ではブロック番号「2」と表示されている)及びオーバーフロー・ブロック13(図3ではブロック番号「2-2」と表示されている)の排他を解除する。

次に、再編成ポインターRPLCの4番目のエントリーと、そのエントリーで管理しているプライマリー・ブロック12(のブロック番号「3」)及びオーバーフロー・ブロックを排他する。この場合はオーバーフロー・ブロックが存在しないためプライマリー・ブロック12(のブロック番号「3」)のみとなる。
30

次に、1番目のエントリー(ブロック番号「3」)を現用のロケーション・テーブ

ルLCから新規のロケーション・テーブルLNに書き移す(図3のS10)。その際に、1番目のエントリー(ブロック番号「3」)で管理しているブロック(10のブロック番号「3」)に、オーバーフロー・ブロックが連結されているか否かを確認する。連結されていないので、(現用の)再編成ポインターRPLC番目のエントリーの先頭を指し示すように変更する。また、(新規用の)再編成ポインターRPLNのアドレスを7番目のエントリーの先頭を指し示すように変更する。

(現用の)再編成ポインターRPLCの4番目のエントリーと、そのエントリーで管理しているプライマリー・ブロック(10のブロック番号「3」)及びオーバーフロー・ブロックの排他を解除する。この場合はオーバーフロー・ブロックが存在しないためプライマリー・ブロックのみとなる。

このようにすることで、オーバーフロー・ブロックを、別の場所に書き換えることなく、再編成を行うことができる。

以下、同様に、5番目(ブロック番号5)のエントリーというように、順次再編成を行っていく。

図3は現用のロケーション・テーブルLCの4番目のエントリーまで、再編成が完了した状態を示している。

図3では(新規の)再編成ポインターRPLNの値は、ロケーション・テーブルLNの8番目(ブロック番号「7」)のエントリーの先頭を指す状態になっている。

20 [代替キー・テーブルのエントリーの形式による問題点とその解決法]

前述の再編成を行う場合に、代替キー・テーブルのエントリーを書き換える必要がある。これは、代替キー・テーブルのエントリーの形式によって異なる。

<代替キー・テーブルのエントリー形式の違いによる方式との差>

上記「データ格納検索方式」では、代替キー・テーブル(図1の符号11A, 11B, 11C参照)のエントリーは代替キー、そのキー値のレコードが格納されているブロックの物理アドレス、そのキー値のレコードの主キーからなる、としてあり、また、図では、代替キー、そのキー値のレコードが格納されているブロックのブロック番号、そのキー値のレコードの主キーからなる方式も示されている。

30 まず、代替キー・テーブルのエントリーが、代替キー、そのキー値のレコードが格納されているブロックのブロック番号、そのキー値のレコードの主キーからなる場合について述べる。

前述した操作の後、旧1番目と旧2番目のオーバーフロー・ブロックに格納されていたレコードの、代替キー・テーブルのエントリーの変更を行う。これは、代替キー・

テーブルのエントリーに、レコードが格納されているブロックの番号を保持している場合には、再編成前は、プライマリー・ブロック、オーバーフロー・ブロックとも、ブロック番号が1であったが、再編成により、旧プライマリー・ブロックはブロック番号が1、旧1番目のオーバーフロー・ブロックはブロック番号が2、旧2番目のオーバーフロー・ブロックはブロック番号が3となる。この変更を、必要な代替キー・テーブルのエントリーに反映する。

この操作は、一時点での再編成対象レコードの代替キー・テーブルのエントリーを対象にすることになるため、オーバーフロー・ブロックの切り離しに比べて、時間がかかることに留意が必要である。

10

<代替キー・テーブルのエントリーの新しい形式追加>

形式を採用するのが、再編成には有利である。つまり、代替キー・テーブルの代替キー・テーブルのエントリー中に、ブロック番号を保持する。このため、代替キー・テーブルのエントリー中に、ブロック番号を保持エントリーを、代替キー値とそのキー値のレコードの主キー値というようにすることで、再編成に伴う代替キー・テーブルのエントリーの書き換えが不要となり、再編成に要する負荷を削減することが可能である。しかしながら、この方法を採用した場合には、代替キーを用いた検索では、代替キー・テーブルを検索して主キー値を求めた後に、その主キー値でロケーション・テーブルの検索を行わないと、目的のブロックを検出できないため、検索の時間がかかることになる。

次に、代替キー・テーブルのエントリーが代替キー、そのキー値のレコードが格納されているブロックの物理アドレス、そのキー値のレコードの主キーからなる場合について説明を行う。

この形式の場合には、代替キーで検索を行った場合に、直接、ブロックを検索できる他、再編成の際にブロックのアドレスが変わらないために、再編成時の負荷が、ブロック番号を使用する場合に比較して低減するという利点がある。

このような利点がある一方で、次のような弱点もあるので、この方式の使用には十分な検討が必要である。まず、フラグメントーションの解消の場合に、レコードが格納されるブロックが変わる場合には、そのレコードに関連する代替キー・エントリーのブロック・アドレスを書き換える必要があり、相応の負荷が発生することになる。レコードが格納されるブロックが変わるのは、レコードの挿入によってオーバーフロー・ブロックが追加され、レコードが新たにオーバーフロー・ブロックに移動される場合にも発生する。

次に、後述するように、排他の順序が他の場合と異なるため、デッドロックを引き

起こす可能性が増大する。

また、後述するように、国内優先「データ・バックアップ・リカバリー方式」を使用して、リカバリーを行う場合に制限が発生する。

ロケーション・テーブルの再編成の頻度や、リカバリーの容易さを考慮して、何れの形式とするかを選択することが好ましい。

[ロケーション・テーブル及びブロックの再編成：オーバーフローの解消の例外について]

オーバーフロー・ブロックの解消に関して述べたが、解消ができない場合について説明する。これは、スパンド・レコードが存在する場合である。スパンド・レコードとは、ブロックよりも大きなレコードがあった場合に、ブロックに格納できる大きさに分割して複数のブロックに格納する、というもので、旧来から利用されてきた形式である。

スパンド・レコードは、一つのレコードを分割したものであるので、同じ主キーを持つことになり、複数のプライマリー・ブロックに格納されることは無く、必ず一つのプライマリー・ブロックと1つ以上のオーバーフロー・ブロック、または、複数のオーバーフロー・ブロックに格納される。複数のオーバーフロー・ブロックに格納されると、プライマリー・ブロックとその直後のオーバーフロー・ブロックには既にレコードが格納されており、オーバーフロー・ブロックの途中からスパンド・レコードの格納が開始されるような場合である。

スパンド・レコードが格納されている場合は、ブロックにその情報を保持するのが分かりやすい。スパンド・レコードの先頭部分か、中間部分か、最後尾部分か、といった情報を保持するのである。それ以外は、通常のレコードを格納する場合と同様である。

この場合の、オーバーフロー・ブロックの解消は、通常のレコードの部分については、解消を行えるが、スパンド・レコードが格納されるブロックについては、必ずオーバーフロー・ブロックを伴った形式となるため、オーバーフロー・ブロックの解消はできない。このような場合には、再編成後の情報として、スパンド・レコードに関する情報を出力することが好ましい。

30

[ロケーション・テーブル及びブロックの再編成：フラグメンテーションの解消について]

上記では、オーバーフロー・ブロックを解消する方法に関して述べたが、オーバーフローと同様にフラグメンテーションも、効率上では大きな問題であった。これを解

消するために、オーバーフロー・ブロックを解消する再編成と似た動作で実現できることを、図4を参照しながら説明する。

ここに、図4は、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、フラグメンテーションを解消する再編成の動作を説明するための図である。
5

図4において、プライマリー・ブロック12, 13, 14のブロック番号「0」、「1」、「1-2」、「1-3」、「2」、「2-2」には、適度にレコードが格納されており、オーバーフロー・ブロックの解消を前述の方法で完了したとする。以下の説明で使用するブロック番号は、現用のロケーション・テーブルLCに基づく番号を使用する。新規のロケーション・テーブルLNに基づく番号を使用する場合には、その旨を記述する。
10

プライマリー・ブロック12のブロック番号「3」には、格納容量の30%のレコードが格納されている。プライマリー・ブロック12のブロック番号「4」には格納容量の40%のレコードが格納されている。プライマリー・ブロック12のブロック番号「5」は70%、オーバーフロー・ブロック13のブロック番号「5-2」には60%、オーバーフロー・ブロック13のブロック番号「6」には70%のレコードが格納されている。また、再編成後の各ブロックの適正な初期格納率は90%とする。これは、再編成後に挿入レコードが発生した場合に、その都度オーバーフロー・ブロックを発生させないために設けることができる。
15

再編成システムは、現用のロケーション・テーブルLCの再編成ポインターRPLCが指している4番目のエントリーが指しているブロック番号「3」の再編成を行おうとする。しかしながら、格納率（ブロックの容量に対する、そのブロックに格納されているレコードの容量の割合）が30%であるため、適正な初期格納率を満たしていない。このため、次の現用のプライマリー・ブロック12のブロック番号「4」を見る。このプライマリー・ブロック12のブロック番号「4」も格納率が40%であるため、2つのブロックを足しても適正な初期格納率（90%）を下回ることになる。更に、プライマリー・ブロック12のブロック番号「5」を見ると格納率は70%であるため、適正な初期格納率90%を上回ることになる。
20

このプライマリー・ブロック12のブロック番号「3」に格納されているレコードはそのまま残し、プライマリー・ブロック12のブロック番号「4」に入っていたレコードをプライマリー・ブロック12のブロック番号「3」に移動する。これにより、プライマリー・ブロック12のブロック番号「3」の格納率は70%となる。更に、適正な初期格納率にするため、プライマリー・ブロック12のブロック番号「5」に格納されているレコードの先頭の20%分をプライマリー・ブロック12のブロック
25

番号「3」に移動すると同時に、プライマリー・ブロック12のブロック番号「5」の残りのレコードの50%分を前方に詰める(図4左側に移動させる)。この際に、移動されるレコードの代替キー・テーブルのエントリーを修正する方法に関しては、オーバーフロー・ブロックの解消で述べた方法と同様である。

5 ブロックに格納されているレコードの主キー値の最小値と最大値に関する変更を行う。更に、現用のロケーション・テーブルLN及び新規のロケーション・テーブルLNのエントリーに、ブロックの主キー値の最大値、最小値を持っている場合、新規のロケーション・テーブルLNのエントリーの主キー値の最小値と最大値の変更を行う。

10 プライマリー・ブロック12のブロック番号「3」が完成したので、新規のロケーション・テーブルLNの7番目のアドレスを、ブロック番号「3」に書き換える(図4のS20)。

15 再編成ポインターRPLNをロケーション・テーブルLNの8番目の先頭に移動する。この時点でプライマリー・ブロック12のブロック番号「4」は使用されないブロックとなる(図4のS21)。

次に、プライマリー・ブロック12のブロック番号「5」を操作するのであるが、再編成によりプライマリー・ブロック12のブロック番号「5」は格納率が50%となっている。オーバーフロー・ブロック13のブロック番号「5-2」は格納率が60%であるので、オーバーフロー・ブロック13のブロック番号「5-2」のレコードの内、先頭から30%のレコードをプライマリー・ブロック12のブロック番号「5」側に移動し、同時にオーバーフロー・ブロック13のブロック番号「5-2」に残っているレコードを前方に詰める(レコードを図示左側に移動させる)。更に、プライマリー・ブロック12のブロック番号「5」がオーバーフロー・ブロック13のブロック番号「5-2」をオーバーフロー・ブロックとして連結しているのを切断する(図4のS22)。これは、プライマリー・ブロック12のブロック番号「5」のオーバーフロー・ブロック・アドレスを特定の値(例えばゼロ)にセットする。また、移動されるレコードの代替キー・テーブルのエントリーを修正する方法に関しては、オーバーフロー・ブロックの解消で述べた方法と同様である。

30 プライマリー・ブロック12のブロック番号「5」は完成したので、ロケーション・テーブルLNの8番目のアドレスをプライマリー・ブロック12のブロック番号「5」に書き換える(図4のS23)。

次に、オーバーフロー・ブロック13だったブロック番号「5-2」の格納率が30%であるので、次のプライマリー・ブロック12のブロック番号「6」を見ると格納率が60%であるので、次のプライマリー・ブロック12のブロック番号「6」の

レコードのすべてをオーバーフロー・ブロック 13 だったブロック番号「5-2」に移動する。オーバーフロー・ブロック 13 だったブロック番号「5-2」の格納率が適正なものに完成したので、新規のロケーション・テーブルLNの8番目のアドレスをオーバーフロー・ブロック 13 だったブロック番号「5-2」に書き換える(図4のS24)。再編成ポインターRPLNをロケーション・テーブルLNの9番目の先頭に移動する。この時点でプライマリー・ブロック 12 のブロック番号「6」は使用されないブロックとなる(図4のS25)。

[適正な初期格納率の確保]

10 また、フラグメントーションとは逆に、適正な初期格納率を確保するために、ブロックの追加が必要な場合も発生する。これは、例えば、すべてのブロック内で使用されているスペースの率が 100% であった場合に、適正な初期格納率を 90% とすると、一時点で 9 個のブロックを再編成の対象にし、1つのブロックを追加して 10 個のブロックに対して、レコードを 90% ずつ格納する、というような形態である。

15 適正な初期格納率の確保を厳密に行おうとする、ブロックとレコードの大きさの関係で不可能な場合や、一時点でかなり多数のブロックを再編成の対象にしなければならなくなる可能性があるため、排他範囲が広がり、システムの稼動に悪影響を与える可能性がある。

20 <複数の初期格納率>

このような状態が発生することを防止する上で、適正な初期格納率を、例えば、85% から 90% など、複数の値を用いることが、運用上は好ましい。この場合、適正な初期格納率が、85% から 90% の範囲に入っていればよい、とするものである。

25 また、適正な初期格納率に関しては、ブロック毎のオーバーフロー・ブロックの発生状況によって、ブロック毎に定めることも可能である。この場合の適正な初期格納率は、ロケーション・テーブルのエントリーに項目を追加して、そこに記載しておくか、ブロック内に項目を設けて記載しておくことで実現できる。

30 この適正な初期格納率の確保を行う場合にも、レコードが元のブロックから別のブロックに書き換えられることが発生する。このように、書き換え対象となるレコードに関係する代替キー・テーブルのエントリーを書き換える必要性がある。

[実際の再編成とデッドロックの防止]

実際に再編成を行う場合には、オーバーフロー・ブロックの解消と、フラグメントーションの解消、及び、適正な初期格納率の確保を同時に実行することになるので、

上記の3つの方々を組み合わせて使用する。

原理的には以上のような方法で実現が可能であるが、ブロックを順次読んでいき、適正な初期格納率のブロックを作成していくと、当初から排他の範囲が確定せず、順次に排他していくために、デッドロックが発生する可能性が増加する。デッドロックの発生を防ぐためには、次のような方法が有効である。

「デッドロック発生を防止する第一の方法」は、まず、排他を掛けずに次々とブロックを読みだし、レコードの格納率を調べて、複数のブロックを組み合わせて、適正な大きさとなるように計算をした上で、排他範囲を決定する方法である。

「デッドロック発生を防止する第二の方法」は、次の様なものである。上述した「データ格納検索方式」においては、ロケーション・テーブルのエントリーは、ブロック番号とブロックのアドレスの他、ブロックに格納されているレコードの主キー値の最小と最大の両方、または何れか一方を保持できるとしてある。

<ロケーション・テーブルのエントリーへの項目追加>

これらの情報に加えて、ブロック中のレコードの格納率若しくは、レコードが占めている領域のバイト数を、ブロックに連結されているオーバーフロー・ブロックの数を、ロケーション・テーブルのエントリーに追加する。このようにすることで、第一の方法で述べた、ブロックを読むという作業を必要とせず、ロケーション・テーブルを読むだけで作業が行えることになる。しかしながら、この場合にはレコードの挿入や削除に伴って、ブロック中のレコードの格納率若しくは、レコードが占めている領域のバイト数が増減し、ロケーション・テーブルの書き換えが発生することになるため、レコードの発生状況に応じて、前述したデッドロック発生を防止する第一の方法と第二の方法のいずれかを選択することが好ましい。

また、上記の情報はブロックの中に保持することも可能である。

このようにして、ブロック内の格納率を調べた後で、その時点での再編成範囲を確定し、その範囲のロケーション・テーブルのエントリーと、そのエントリーが指しているブロック及び、ブロックに連結されているオーバーフロー・ブロックの排他を行う。

その後、再編成対象となるブロックとオーバーフロー・ブロックの数と格納可能容量を調べ、格納対象レコードの実際の容量を調べた上で、必要になるブロックが現用のブロックとオーバーフロー・ブロックの和と同数か、増加するか、減少するか、を調べる。この後、オーバーフロー・ブロックの解消や、フラグメンテーションの解消、適正な初期格納率の確保で説明したロジックを使用して、ブロックの再編成と、新規ロケーション・テーブルのエントリーの作成を行う。この場合には、再編成ポインタ

ーは、再編成の対象となったブロックの分だけ、一度に移動することになる。

このように、一時点で、1個から数十個のブロックを対象として再編成を実施するのであるが、この再編成は、見かけ上、通常のデータ処理のトランザクションとして扱うことにより、通常のデータ処理との矛盾を発生させない。

5 また、この再編成を次々と、ロケーション・テーブルとブロックに対して実施することにより、それら全体の再編成を完了する。

[再編成の完了]

ロケーション・テーブルの再編成が完了したことを認識する方法に関して説明する。

10 現用のロケーション・テーブルLCには、そのロケーション・テーブルを使用している最終位置を示すための、最終ポインターが設けてある。

最終ポインターを設ける目的は、次のようなものである。ロケーション・テーブルは連続領域に確保することになっている。ロケーション・テーブルのエントリーが不足した場合には、最初のロケーション・テーブルとは連続しない領域に追加のロケーション・テーブルを設けて、それらを連続した領域であるかのようにアドレス変換してバイナリー・サーチする方法が「データ格納検索方式」では示されているが、不連続領域が多くなると、アドレス変換の負荷が増大するため、好ましくない。このため、ロケーション・テーブル用の領域は、予め十分に大きな領域を確保しておき、使用しているエントリーと、未使用のエントリーを区分するために、使用しているエントリーの次のエントリーのアドレスを指す、ということになっている。

このように、最終ポインターを設けることにより、現用のロケーション・テーブルLCの先頭アドレスと最終ポインターの間でバイナリー・サーチを実行することにより、現用のロケーション・テーブルLCに未使用エントリーが存在していても、主キーによるレコード検索が可能となる。

25

<再編成の完了の検出方法>

この最終ポインターを指標として用いる。再編成を実行して行き、現用の再編成ポインターRPLCが指すアドレスが、最終ポインターが指すアドレスと一致した場合に、ロケーション・テーブルとブロックの再編成が完了したことになる。尚、最終エントリーが指しているブロックに、オーバーフロー・ブロックが連結されている場合でも、それらの、オーバーフロー・ブロックの再編成が完了しない限り、現用の再編成ポインターRPLCの移動は行われないので、問題ない。

再編成が完了した場合には、現用の再編成ポインターRPLCは不要となるので、新規のロケーション・テーブルLNを現用のロケーション・テーブルとし、ロケシ

ヨン・テーブルLCは消去してかまわない。

図20は、以上の再編成のフローチャートである。ここで、S1は、再編成の指令を示す。S2は、新規ロケーション・テーブルを作成する手段を示す。S3は、再編成の完了を判断する。S4は、ロックの格納状況を見て、1つ又は複数のロックを再編成する対象とする手段を示す。S5は、当該プライマリー・ロックにオーバーフロー・ロックが連結しているか判断する。S6は、オーバーフロー・ロックの連結を切り離し、新規なロケーション・テーブルに新規なエントリーを作成する手段を示す。S7は、フラグメンテーションがあるか否かを判断する。S8は、前後のロック間のレコードを移動し、ロックの書き換えを行い、フラグメンテーションを解消する手段を示す。S9は、適正な格納率を超えているかを判断する。S10は、新規ロックを作成し、前後のロック間のレコードを移動し、ロックを書き換える手段を示す。S11は、未使用ロックがあるかを判断する。S12は、未使用ロック・アロケーション・テーブルに登録する手段を示す。S13は、現用ロケーション・テーブルから新規ロケーション・テーブルへエントリーを書き写す手段を示す。

[未使用ロックの再利用]

このようにして、フラグメンテーションに対する再編成の方法に関して述べたが、図4の場合には、現用のロケーション・テーブルLCのプライマリー・ロック13のロック番号「4」と、プライマリー・ロック13のロック番号「6」が使用されなくなってしまった。このままでは、ロック内のフラグメンテーションは解消されるが、全体的なフラグメンテーションは解消されない、ということになりかねない。このようなことを防止するために、つぎのような工夫を採用する。

25 <未使用ロック・アロケーション・テーブル。開始位置ポインター、終了位置ポインター>

図5及び図6は、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、全体的なフラグメンテーションを解消させる方法について説明するための図である。

30 データベースの再編成システムにおいて、全体的なフラグメンテーションを解消させる方法では、図5に示すように、未使用ロック・アロケーション・テーブルUBATというものを使用する。この未使用ロック・アロケーション・テーブルUBATは、図5に示すような形式のテーブルであって、ロック10において未使用ロックのアドレスを格納しておくためのものである。また、データベースの再編成シス

テムにおいて、全体的なフラグメンテーションを解消させる方法では、未使用ロック・アロケーション・テーブルUBATの開始位置を示すポインター（開始位置ポインターNABPS）と終了位置を示すポインター（終了位置ポインターNABPE）の2つを使用する。図5では、未使用ロックが全く無い状態から、7つの未使用ブ
5 ロックが発生した後の状態を示している。

初期状態では、開始位置ポインターNABPSと終了位置ポインターNABPEとは、両方とも未使用ロック・アロケーション・テーブルUBATの先頭を指している。

ここで、未使用ロックが発生すると、未使用ロック・アロケーション・テーブ
10 ルUBATの終了位置ポインターNABPEの指しているエントリーに、ロック1
0の未使用ロックのアドレスを登録し、終了位置ポインターNABPEを未使用ブ
ロック・アロケーション・テーブルの次のエントリーを指すように書き換える。この
15 ような操作を順次おこなった結果、7つの未使用ロックが発生した後の状態をしめ
すものが図5である。ここでは、終了位置ポインターNABPEは、図5に示すよう
に、未使用ロック・アロケーション・テーブルUBATの8番目のエントリーを指
している。

次に未使用ロックの再利用の方法について説明する。主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、新たにロックを取得する必要
20 が発生した場合（例えば、レコード追加で、ロケーション・テーブルの最終ポインターの次にプライマリー・ロックを追加取得する場合と、オーバーフロー・ロックを追加する場合）、新たな領域からロックを取得するのではなく、未使用ロック・アロケーション・テーブルUBATを参照し、未使用ロックが存在する場合には、未使用ロック・アロケーション・テーブルUBATに登録してあるロックを優先して使用する。未使用ロックを使用する方法は、開始位置ポインターNABPSが
25 指しているエントリーのロックを使用する。未使用ロック・アロケーション・テーブルUBATのエントリーには未使用ロックのアドレスが入っているので、このアドレスを、ロック追加の場合はロケーション・テーブル（図2ないし図4では、ロケーション・テーブルLC及びLN）に書き込み、オーバーフロー・ロックの場合は、そのロックを管理するプライマリー・ロックまたはオーバーフロー・ロックのポインターに、そのアドレスを書き込む。その後、開始位置ポインターNABPSの内容を未使用ロック・アロケーション・テーブルの次のエントリーを指すように書き換える。このような書き換え処理が2回実行され、2つの未使用ロックが使用された直後の状態を示したものが図5である。

この未使用ロック・アロケーション・テーブルUBATは、循環使用が可能であ

る。未使用ブロックが発生すると、終了位置ポインターN A B P Eの位置は、未使用ブロック・アロケーション・テーブルU B A Tの後方（図示下側方向）に動いていくが、一方で、未使用ブロックが使用されると、開始位置ポインターN A B P Sの位置も未使用ブロック・アロケーション・テーブルU B A Tの後方（図示下側方向）にずれていくので、終了位置ポインターN A B P Eが開始位置ポインターN A B P Sを追い越さない限り、一つのテーブルを循環して使用する。つまり、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、終了位置ポインターN A B P Eが未使用ブロック・アロケーション・テーブルU B A Tの最後（図示最下部）の位置に達したときにはまた、未使用ブロック・アロケーション・テーブルU B A Tの先頭（図示最上部）に終了位置ポインターN A B P Eを戻し、未使用ブロック・アロケーション・テーブルU B A Tを再使用することが可能である。

[再編成中のデータベースのアクセス]

次に、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、再編成中の、データの検索・読み書きに関して、再編成を行っているときにも、データの検索・読み書きが可能であることを、図7を参照しながら述べる。

付言すれば、再編成中にデータの検索・読み書きが可能であるということが、「データ格納・検索システム」の稼動を行ったまま、つまり、システムを停止することなく、再編成を実施できるということになる。
ここに、図7は、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、再編成中のデータの検索・読み書き動作について説明するための図である。

このデータベースの再編成システムにおいて、まず、再編成を行っていない状態での主キー値による検索では、現用のロケーション・テーブルL Cを用いてバイナリーサーチを行っている。

このデータベースの再編成システムにおいては、再編成を行っている場合には、ターゲット・キー値（検索の対象となるキー値）が再編成ポインターR P L Cが指している主キー値より小さい（図示上方にある）か、大きいか（図示下方にある）の判定を行う。これは、現用のロケーション・テーブルL Cが主キー値の順に並んでいることから、再編成ポインターR P L Cの示しているエントリーのキー値とターゲット・キー値の比較を行えばよい。

ターゲット・キー値が、再編成ポインターR P L Cが指しているエントリーの主キー値の最小値より小さい場合は、再編成ポインターR P L Cより上方（アドレスが小さい）に、目的とするエントリーが存在することになる。この場合は、新規のロケー-

ション・テーブルLNを使用して、新規のロケーション・テーブルLNの先頭アドレスと再編成ポインターRPLN間で（検索対象領域101内を）バイナリー・サーチを行う。バイナリー・サーチの結果、目的のエントリーが指しているブロックの中のレコードを調べて、目的のレコードが存在するか否かを検出する。

5 ターゲット・キー値が現用の再編成ポインターRPLC0の指しているエントリーの主キー値の最小値と等しいか、または、大きい場合には、目的とするエントリーは、現用の再編成ポインターRPLCより下方（RPLC0が指しているエントリー、または、それよりアドレスが大きい）に存在することになる。この場合は、現用のロケーション・テーブルLCを使用して、現用の再編成ポインターRPLCと現用のロケーション・テーブルLCの最終ポインター間（検索対象領域102内）のエントリーに対してバイナリー・サーチを行う。

10 15 19 このように、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムでは、現用の再編成ポインターRPLCを用いて、ターゲット・キー値と比較し、現用の再編成ポインターRPLCの指している主キー値より小さい（図示上方）か、大きい（図示下方）かを判別し、小さい（図示上方）ときにはロケーション・テーブルLNを、大きいか等しい（図示下方）ときにはロケーション・テーブルLCを、それぞれバイナリー・サーチすることにより、目的のエントリーの検索が確実に実行できるので、目的とする主キーを持つレコードの検索が可能となる。

20 25 29 また、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムでは、目的とする主キー値を持つレコードが含まれるブロックが、正に再編成中で、排他されている場合には排他待ちとなり、その排他が解除されるまでは、当該ブロックのアクセスはできないことになるが、このような状態は、通常のアクセスでレコードの更新や挿入、削除が行われる場合と同様であるので、まったく問題はない。言い換れば、排他中のブロックに対しての要求は、排他待ちになるが、そのブロックに対する再編成が完了して、排他が解除されれば、処理が可能となる。

[代替キーによる検索について]

次に、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、代替キーによる検索について図1ないし図4を参照して説明する。

30 上記の説明では、ロケーション・テーブルとブロックの再編成を行っている場合に、主キーによる検索の事例に関して説明したが、代替キーによる検索では、以下のような。代替キーによる検索では、代替キー・テーブル（図1を参照すれば、符号11A, 11B, 11C）、または、後述するように代替キー・ロケーション・テーブルを使用して対象代替キー・エントリーを検索する。

当該代替キー・エントリーが見つかったら、その内容に基づいて、レコードの検索を行うことになる。代替キー・エントリーの形式は、前述したように3種類ある。(i) ブロック番号を保持する場合、(ii) ブロック番号を保持しない場合、(iii) ブロック・アドレスを保持する場合である。

5 第(ii)項のブロック番号を保持しない場合は、主キーによって、ロケーション・テーブルのバイナリー・サーチを行うので、上記、再編成中のデータベースのアクセスの説明と全く同様である。ブロック・アドレスを保持している場合には、再編成によってブロック・アドレスが変更されないので、そのアドレスのブロックが該当ブロックであることが分かる。ところが、ブロック番号の場合には、再編成によって更新されるので、現用のロケーション・テーブルの番号であるか、新規のロケーション・テーブルの番号であるかの識別が必要となる。

この識別は以下のように行う。

現用の再編成ポインターRPLC (図3、図4参照)が指しているブロック番号が
15 新規の再編成ポインターRPLNが指しているブロック番号と同じである場合は次
のようになる。検索対象となるブロック番号が、現用の再編成ポインターRPLCが
指しているブロック番号以上の場合は現用のロケーション・テーブルLCを使用し、
未満の場合は新規のロケーション・テーブルLNを使用する。

現用の再編成ポインターRPLCが指しているブロック番号が新規の再編成ポイ
20 ンターRPLNが指しているブロック番号より大きい場合は次の様になる。現用の再
編成ポインターRPLCが指しているブロック番号と新規の再編成ポインターRPLN
が指しているブロック番号の間のブロックが、検索対象となることは有り得ない。
何故ならば、現用のロケーション・テーブルLCでは編成ポインターRPLCの位置
まで再編成が済んでおり、新規のロケーション・テーブルLNでは、新規の再編成ポイ
25 カーRPLNより上位の部分は再編成を行っていないため、新規の再編成ポインターRPLN
が指しているブロックよりブロック番号が大きいブロックが対象とは
ならないためである。

つまり、新規の再編成ポインターRPLNが指しているブロック番号より小さいブ
ロック番号が検索対象となった場合には、新規のロケーション・テーブルLNを使用
30 する。再編成ポインターRPLC以上のブロック番号が検索対象となった場合には、
現用のロケーション・テーブルLCを使用する。

現用の再編成ポインターRPLCが指しているブロック番号が新規の再編成ポイ
ンターRPLNが指しているブロック番号より小さい場合は次の様になる。

検索対象となるブロック番号が、再編成ポインターRPLCが指しているブロック

番号より小さい場合は、新規のロケーション・テーブルLNを使用する。検索対象となるブロック番号が、再編成ポインターRPLNが指しているブロック番号より大きい場合は、現用のロケーション・テーブルLCを使用する。

検索対象となるブロック番号が、現用の再編成ポインターRPLCが指しているブ

5 ロック番号以上で新規の再編成ポインターRPLNが指しているブロック番号未満の場合には、ブロック番号だけでは何れのロケーション・テーブルが対象であるか、一意に特定できないため、次の様に行う。

代替キー・テーブルの検索の結果、求められた代替キー・エントリーには、主キー値が含まれている。この主キー値と再編成ポインターRPLNが指しているロケーション・テーブルのエントリーの主キー値を比較し、代替キー・エントリーの主キー値が再編成ポインターRPLNの主キー値未満である場合には新規のロケーション・テーブルLNを使用する。代替キー・エントリーの主キー値が新規の再編成ポインターRPLNの主キー値以上である場合には現用のロケーション・テーブルLCを使用する。

15 上記では、レコード検索の場合に関して述べたが、これを応用することで、レコードの挿入、更新、削除を行うことも可能である。

まず、挿入の場合について説明する。レコードを挿入する場合は、挿入対象レコードの主キー値によって、どのブロックのどの位置に挿入するかを決定する必要がある。これは、上述したデータ格納・検索方式では、レコードは主キー値の順にブロックに20 格納し、更にブロック間では、あるブロックより前にあるブロックに格納されているレコードの主キー値は、あるブロックに格納されているレコードの主キー値より小さい、という格納方式が定めてあるからである。

検索と全く同じ方法によって、挿入対象レコードの挿入すべきブロックを求め、そのブロック内を検索することにより、レコードの挿入位置を求める。ここで、ロケーション・テーブルの該当エントリーと、挿入対象ブロックの排他を行う。検索の場合の説明で記述したように、その対象ブロックが正に再編成中である場合には、排他されているので、排他待ちになるが、再編成の排他が解除されれば、排他を行って以下の動作を入れる。

30 そのブロックにオーバーフロー・ブロックが連結されていない場合を、まず、説明する。

そのプライマリー・ブロックに挿入対象レコードを格納するだけの空きスペースが存在する場合は、挿入する位置以降のレコードを、挿入対象レコードの長さ分だけ後方に移動し、空いた領域に挿入対象レコードを書き込む。

そのプライマリー・ブロックに挿入対象レコードを格納するだけの空きスペースが

無い場合には、新たにオーバーフロー・ブロックをそのプライマリー・ブロックに連結し、挿入対象レコードを格納した後の格納容量を計算し、プライマリー・ブロックに適正な初期格納率が確保されるように、必要なレコードをオーバーフロー・ブロックに移動し、挿入対象レコードを、プライマリー・ブロックまたはオーバーフロー・ブロックの適切な位置に格納する。

そのブロックにオーバーフロー・ブロックが連結されている場合は、プライマリー・ブロックとオーバーフロー・ブロックを一体としてみなして、上述の操作を行う。

次に、代替キーの追加を行う。挿入対象レコードに3種類（A, B, C）の代替キーが存在する場合、その種類毎に、代替キー・テーブルの検索を行う。代替キー・テーブルAの場合に関して説明する。再編成中の代替キーによる検索の方法に関しては、代替キー・テーブルの再編成で詳細に説明するので、ここでは省略する。代替キー・エントリーを挿入する代替キー・ブロックを検索したら、代替キー・ブロック内で代替キー・エントリーを挿入する位置を決定する。ここで、代替キー・ブロックとその代替キー・ブロックに代替キー・オーバーフロー・ブロックが連結されている場合は、その代替キー・オーバーフロー・ブロックの排他を行う。更に、代替キー・ロケーション・テーブルを使用している場合には、代替キー・ロケーション・テーブルの当該エントリーも排他を行う。その対象代替キー・ブロックが正に再編成中である場合（代替キー・テーブルの再編成に関しては後述する）には、排他されているので、排他待ちになるが、再編成の排他が解除されれば、排他を行って以下の動作に入れる。

その代替キー・ブロックに代替キー・オーバーフロー・ブロックが連結されていない場合を、まず、説明する。

その代替キー・ブロックに挿入対象代替キー・エントリーを格納するだけの空きスペースが存在する場合は、挿入する位置以降の代替キー・エントリーを、挿入対象代替キー・エントリーの長さ分だけ後方に移動し、空いた領域に挿入対象代替キー・エントリーを書き込む。

その代替キー・ブロックに挿入対象代替キー・エントリーを格納するだけの空きスペースが無い場合には、新たに代替キー・オーバーフロー・ブロックをその代替キー・ブロックに連結し、挿入対象代替キー・エントリーを格納した後の格納容量を計算し、代替キー・ブロックに適正な初期格納率が確保されるように、必要な代替キー・エントリーを代替キー・オーバーフロー・ブロックに移動し、挿入対象代替キー・エントリーを、代替キー・ブロックまたは代替キー・オーバーフロー・ブロックの適切な位置に格納する。

そのブロックに代替キー・オーバーフロー・ブロックが連結されている場合は、代替キー・ブロックと第値キー・オーバーフロー・ブロックを一体としてみなして、上

述の操作を行う。

代替キーB、Cに関しても全く同様な操作を行う。

以上の一連の操作を行うことで、レコードの挿入が完了することになる。ここで、
ロケーション・テーブルの当該エントリー、当該ロックと当該オーバーフロー・ブ
5 ロック、当該代替キー・ロック、当該代替キー・オーバーフロー・ロックの排他
を解除する。

次に、レコードの更新の場合を説明する。

レコードの更新でも、同様に、まず、レコードを検索する必要がある。前記検索の
10 場合の方式を用いて検索を行う。検索によって見つかった後、ロケーション・テーブ
ルの当該エントリーと当該ロックの排他を行う。その後、対象レコードの更新を行
えればよい。レコード長が変化せず、代替キーが変更されない場合には、それで更新は
完了するので、ロケーション・テーブルとロックの排他を解除する。

更新によって、レコード長が変動する場合は、挿入の場合と似た操作になる。レコ
15 ド長が長くなる場合には、長くなる分の格納スペースがあるか否かを判別する。格
納スペースがある場合には、格納位置以降のレコードを必要なバイト数だけ後方に移
動し、以前に対象レコードが占めていた格納場所と、新たに確保した格納スペースを
合わせて、更新されたレコードを格納する。

空きスペースが無い場合には、オーバーフロー・ロックを連結し、レコードをオ
20 ハーフロー・ロックに移動するが、それは、挿入の場合と同様である。

代替キー値が変更された場合には、代替キー・テーブルの変更が必要になる。代替
キー値の変更というのは、旧代替キー値のエントリーの削除と新代替キー値のエント
リーの追加を行うことになる。

代替キー・エントリーの追加は、レコード挿入の場合と同様である。代替キー・エ
25 ントリーの削除は、該当する代替キー・ロックを検索して、削除対象代替キー・エ
ントリーを見つける。代替キー・ロックが見つかった時点で、代替キー・ロックとその代替キー・ロックに代替キー・オーバーフロー・ロックが連結されている場合には、その代替キー・オーバーフロー・ロックの排他を行う。更に、代替キー・ロ
30 ケーション・テーブルを使用している場合には、代替キー・ロケーション・テーブ
ルの当該エントリーも排他を行う。

削除対象エントリーを削除し、それ以降の代替キー・エントリーを代替キー・ブ
ロック内で前方に移動する。削除対象代替キー・エントリーが代替キー・オーバーフロ
ー・ロックに格納されている場合には、代替キー・オーバーフロー・ロック内で
代替キー・エントリーの移動を行う。代替キー・ロックに代替キー・オーバーフロ

一・ブロックが連結されている場合に、代替キー・ブロック内の代替キー・エントリーを削除する場合、連結されている代替キー・オーバーフロー・ブロック内的一部の代替キー・エントリーを代替キー・ブロックに移動してもよいが、移動しなくとも動作に問題は生じないので、移動しなくて良い。これは、代替キー・オーバーフロー・
5 ブロック内に対象代替キー・エントリーが存在する場合も同様である。

変更された代替キーが複数ある場合には、上記の動作を必要な代替キー・テーブルに関して実行する。

・以上の一連の操作を行うことで、レコード更新に関する操作が完了するので、掛けた排他を解除する。

10 次に、レコードの削除の場合を説明する。削除の場合も、まず、削除対象レコードを検索する必要がある。レコードが見つかったら、ロケーション・テーブルの当該エントリーと当該ブロックに対して排他を掛ける。

次に、削除対象レコードの削除を行い、そのレコード以降のレコードを削除対象レコードが占めていた領域の分だけ、前方に移動する。プライマリー・ブロックにオーバーフロー・ブロックが連結されている場合に、プライマリー・ブロック内のレコードを削除する場合、連結されているオーバーフロー・ブロック内的一部をプライマリー・ブロックに移動してもよいが、移動しなくとも動作に問題は生じないので、移動しなくて良い。これは、オーバーフロー・ブロック内に対象レコードが存在する場合も同様である。
15

20 以上のように、再編成中であっても、レコードの検索、挿入、更新、削除が行える。レコードの追加は、挿入の一変形例であるので、挿入と同様に行える。

[検索中に再編成が進行した場合への対処]

図8は、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、検索中に再編成が進行した場合への対処する動作について説明するための図である。
25

主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムでは、上述したように再編成ポインターを使用し、ターゲット・キー値と比較することで、現用のロケーション・テーブルLC、新規のロケーション・テーブルLNの何れかを使用するかを決定することにより、再編成中でもレコードの呼び出しが可能であることを説明した。
30

しかしながら、図8に示すように、現用のロケーション・テーブルLCを用いて、主キーの検索を行っている最中に再編成が進んでしまい、検索開始時の再編成ポインターRPLCの位置（図8のS31）と、検索終了時の再編成ポインターRPLCの

位置（図8のS32）とが異なっていて、その範囲のブロックが検索対象となった場合には、オーバーフロー・ブロックの連結が、既に切れているために、実際には存在するレコードが、存在しないことになってしまう可能性がある。図8では、プライマリー・ブロック12のブロック番号「5」に連結されていたオーバーフロー・ブロック13（ブロック番号「5-2」）が切り離されてしまっている。このままでは、不安定な動作を引き起こすことになり、使用できないという不都合が発生する。

このような不都合は、次のような工夫を行うことにより、問題なく検索することが可能である。ターゲット・キー値と再編成ポインターによって、検索対象となるロケーション・テーブルが現用のロケーション・テーブルLCであるか、新規のロケーション・テーブルLNであるかの判定を行う。使用するロケーション・テーブルが新規のロケーション・テーブルLNである場合には、再編成ポインターRPLNが検索開始時よりも進んでも、問題は発生しない。問題は現用のロケーション・テーブルLCを対象とした場合である。現用のロケーション・テーブルLCをサーチ対象とした場合には、再編成ポインターRPLNが検索開始時よりも進んでいると、工夫をしないと、問題が発生する。

<再編成が進行した場合のアクセス方法>

検索を開始する前に、再編成中であれば、現用の再編成ポインターRPLCの値と新規の再編成ポインターRPLNの値をメモリーの所定のエリアに保存しておく。これを、S-RPLCと、S-RPLNとする。また、新規のロケーション・テーブルLNの検索を完了した時点の再編成ポインターRPLNの値を、E-RPLCに保存する。

また、現用のロケーション・テーブルLCの検索を完了した時点で、その時点の再編成ポインターRPLCの値（これを、E-RPLCとする）とS-RPLCの値を比較する。この値が異なっていれば、検索中に再編成が進行したことを意味している。この場合には、検索対象ブロックが何処であるかを判定する。判定した結果が、S-RPLCとE-RPLCの間に対象ブロックがあるばあいには、前述したように、レコードが検索できない可能性がある。この場合には、新規ロケーション・テーブルLNを使用して、S-RPLNとE-RPLNの間にに対してバイナリー・サーチを行う。ここで、レコードが発見できれば、レコード有り、発見できなければレコード無しとなる。このようにすることで、確実にレコードの検索が行えるので、存在するレコードが存在しないとなってしまう事象

以上で、説明したように、再編中であってもレコードの読み出しが可能である。

[レコードの挿入・更新の場合]

呼び出しに関して述べたが、レコード挿入の場合も、レコードを挿入するブロックを決定するためには、バイナリー・サーチでブロックを見付けて、その後、当該ブロックに対してレコードを挿入する必要があり、呼び出しと同様の動作となる。

5 また、データの更新は、一旦、レコードを読み出した後に、更新を行い、格納する、という順序に従って行うことになるため、レコードの呼び出しで示した方式を使用するが、主キー値の変更の場合には、次のようになる。

レコードの主キー値が変更される場合には、レコードの格納場所を変更する必要がある。何故ならば、ブロックの中には、主キー値の順序でレコードが並ぶことになつており、その範囲を外れるレコードが存在すると、ロケーション・テーブルで検索が不能になってしまふからである。このため、主キー値を変更する場合には、現レコードを一旦削除し、その後、新しいレコードを、その主キー値に基づいて格納されるべきブロックを探して、そこに挿入する。この方法は、旧来のデータベースで一般的に使用されている方法である。

15 これ以外は、レコード呼び出しと同様の方法で、ブロックを探して書き込むことが可能である。

[再編成の中斷と再開]

以上で説明したように、ロケーション・テーブルの再編成中であっても、主キー値による、レコードの検索（読み込み）や、更新、レコードの挿入、追加、削除が可能であることを説明した。つまり、再編成がどの時点、言い換えれば、ロケーション・テーブルのどのエントリー、まで進行していても、レコードのアクセスが可能であることはいうまでもない。

25 <再編成の中斷と再開>

これに基づけば、一時的に再編成を中断しても、レコードのアクセスは問題なく実行できることが分かる。勿論、中断は、あるまとまりのブロックに対する再編成が完了した後に行われることは当然である。

主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、再開は、中断した時点で、現用の再編成ポインターRPLCと新規の再編成ポインターRPLNが示している、現用のロケーション・テーブルLCと新規のロケーション・テーブルLNのエントリーから再編成を実施すればよい。

この機能により、プライマリー・システムの負荷が増加した場合には、再編成を中斷して、データ処理に能力を振り分け、データ処理の負荷が減少してたら、再編成

を再開することができる所以、再編成の実施に当たって、プライマリー・システムの負荷や運転状況に関して事前予測を行い、一定の時間を予め確保する必要がない。

[オーバーフロー・ブロックの形式]

5 上述した「データ格納検索方式」では、オーバーフロー・ブロックの形式に関しては、図に例示してある。これによれば、オーバーフロー・ブロックには、当該ブロック中のレコードの主キー値の最小値と最大値を保持しない形式となっている。また、
10 プライマリー・ブロック中に、プライマリー・ブロック中のレコードの主キー値の最小値と最大値との他に、オーバーフロー・ブロック中のレコードの主キー値の最小値と最大値を保持するような図が例示されている。

<オーバーフロー・ブロックの形式>

これらに対し、次のような形式を考案した。プライマリー・ブロックでは、当該プライマリー・ブロック中のレコードの主キー値の最小値と最大値を保持する。オーバー
15 フロー・ブロックでは、同様に、当該オーバーフロー・ブロック中のレコードの主キー値の最小値と最大値を保持する。また、ロケーション・テーブルのエントリーでは、当該エントリーが管理するプライマリー・ブロックと、そのプライマリー・ブロ
ックが管理するオーバーフロー・ブロックすべてに格納されているレコードの、主キー値の最小値と最大値の両方、若しくは一方を保持する。

20 オーバーフロー・ブロックに主キーの最小値と最大値を保持しない場合には、その分だけ、領域をレコード格納に充当することが可能である。しかしながら、オーバーフロー・ブロックを再編成により解消して、プライマリー・ブロックにする場合に、主キーの最小値と最大値を保持することになるので、レコードが満杯に格納されていた場合には、主キーの最小値と最大値を保持するための領域が足りずに、オーバーフ
25 ロー・ブロックが発生してしまう。また、一つのプライマリー・ブロックに対して、オーバーフロー・ブロックが多数、連結されている場合には、目的のレコードを探すために、オーバーフロー・ブロックの中のレコードを順次読んでいく必要があり、検索時間が余分に掛かる、という問題も発生する。これを、プライマリー・ブロックでは、当該プライマリー・ブロック中のレコードの主キー値の最小値と最大値を保持し、
30 オーバーフロー・ブロックでは、同様に、当該オーバーフロー・ブロック中のレコードの主キー値の最小値と最大値を保持する、という形式とすることにより、次の効果がある。

<新しいオーバーフロー・ブロックの形式>

以上説明したように、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムによれば、再編成により、オーバーフロー・ロックをプライマリー・ロックに変更した場合に、ロックの形式変更がないので、主キーの最小値と最大値を新たに保持するために、オーバーフロー・ロックが発生することが無くなる。

5 また、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムによれば、一つのプライマリー・ロックに対して、オーバーフロー・ロックが多数、連結されている場合には、目的のレコードを探すために、オーバーフロー・ロックの中のレコードを順次読んでいく必要があり、検索時間が余分に掛かる、という問題に対しても、まず、プライマリー・ロックの主キーの最小値と最大値を読み、ターゲット・キー値がその範囲内であれば、プライマリー・ロック中に目的のレコードが存在しうることが判定できる。最大値を超えている場合には、オーバーフロー・ロックに目的のレコードが存在しうることを示しており、一番目のオーバーフロー・ロックを読んで、そのロックの主キー値の最小値と最大値と、ターゲット・キー値とを比較し、範囲内であればそのロック内に目的のレコードが存在しうるし、最大値を超えていれば、次のオーバーフロー・ロック以降に、目的のレコードが存在しうることが分かる。

10 このように、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムによれば、多数のオーバーフロー・ロックが連結されている場合には、目的のレコードを探す時間が大幅に短縮可能となる。

15 20 上記では、プライマリー・システムは、1台のサーバー上に存在するよう図示したが、プライマリー・システムは論理的なもので、複数のサーバー上に存在する形態であってもよい。

[ロックの書き換えを行う再編成]

25 以上が、ロケーション・テーブルとロック、オーバーフロー・ロックの再編成に関する説明である。この再編成では、ロケーション・テーブルに関して、現用から新規に書き換えることにより、ロック及びオーバーフロー・ロックの書き換えを最小限に止め、再編成の時間を短縮する効果がある。

30 ところが、ロックの大きさを変更したい場合や、ロックの格納媒体を変更したい場合には、ロックの書き換えが必要となる。このようにロックの書き換えを行なながら、再編成を実施することも、上記の方式を応用すれば、簡単に実行可能である。図19を用いて説明する。

図19では、オーバーフロー・ロックの解消に関する再編成を図示しているが、フラグメントーションの解消や、適正な初期格納率の確保も、主キーに係る発明で説明

した方法を用いることで、全く同様に実施できる。

図19の上側は、現用のデータベースを示している。下側は、新規のデータベースを示している。まず、現用のロケーション・テーブルLCに対して、新規ロケーション・テーブルLNを作成する。次に、LCの最初のエントリーを読み、現用のブロック0
5 を新規データベースのブロック0として書き移す。その後、LCのエントリー0をLNに書き移す。このような順序にするのは、新規データベースのブロック0のアドレスは、書き移した後に決定されるからであるが、事前にアドレスが決定されている場合には、順序が逆であっても良い。

次に、LCのエントリー1をLNに書き移すのであるが、エントリー1には2つのオ
10 ーバーフロー・ブロックが連結されているので、LCのエントリー1は、LNでは、エントリー1、2、3の3つになる。現用ブロック1、1-2、1-3を、新規データベースのブロック1、2、3として書き移した後、LNのエントリー1、2、3を作成する。

同様にして、現用データベースのブロック2、2-2までの処理を完了した時点を示
15 しているのが図19である。この図で二点鎖線はブロックを書き移す動作を示している。また、主キーに係る発明で示したように、再編成ポインターはLCとLN用に各々1つづつ作成して使用する。LNの各エントリーの数字は、ブロック番号であり、括弧内の数字は現用データベースで元になったブロックの番号である。

ここでは、説明を簡単にするため、ブロックの大きさを現用と新規とで同じにしてあるが、ブロックサイズを変更することも可能である。現用ロケーション・テーブルの最終ポインターが、再編成ポインターが指しているアドレスと同じになった時点で再編成は完了する。図19では、現用ブロックの0、1、1-2、1-3、2、2-2の6つは存在したままになっているが、新規データベースに書き移した後では、削除してかまわない。

25 また、データベースに対するアクセスは、主キーに係る発明で説明した方法と全く同様に、ターゲット・キー値が、再編成ポインターより小さい場合は、新規データベースに対してアクセスし、ターゲット・キー値が、再編成ポインターより大きいか等しい場合は、現用データベースに対してアクセスする。また、再編成を中断して再開できることも、主キーに係る発明と全く同様である。

30 ここでは、同一のハードウェア上に現用と新規のデータベースが存在するように図示してあるが、別のハードウェア上にあってもかまわない。

[代替キー・テーブルの再編成]

[代替キー・テーブルの形式]

代替キー・テーブルの形式は、「データ格納検索方式」では、ロケーション・テーブルを持たない形式となっていた。この形式に関して、代替キーに係る発明では、より有効な形式を考案した。本発明者が既に提案した「データ格納検索方式」では、代替キー・ロックは、そのブロック中に含まれるエントリーの代替キー値の最小値最大値と、そのブロックに連結される代替キー・オーバーフロー・ブロックに含まれるエントリーの代替キー値の最小値と最大値を保持する形式となっている。

代替キー・テーブルの新たな形式は、代替キー・テーブルにもロケーション・テーブルを使用する、というものである。

代替キー・テーブルで、代替キー・ロケーション・テーブルを持たない場合の再編成は、現用の代替キー・ロックに対して、新規の代替キー・ロックを作成し、現用の代替キー・ロックから、順次、新規の代替キー・ロックに書き移して行くことで実現できる。この場合も、ロケーション・テーブルとプロシクの場合と同様に、再編成ポインターを使用し、代替キー・オーバーフロー・ブロックは代替キー・プロシクとし、フラグメンテーションの解消、適正な初期格納率の確保を行う。

15

[代替キー・テーブルの再編成の目的]

ロケーション・テーブル及びブロックの再編成の目的と同様である。代替キー・オーバーフロー・ブロックの解消、フラグメンテーションの解消、適正な初期格納率の確保の3つである。何れの目的も、ロケーション・テーブル及びブロックの再編成で詳しく述べてあるので、ここでは、個別に関する詳しい説明は省略する。

[代替キー・テーブルの新たな形式]

<代替キー・ロケーション・テーブルの追加>

次に、代替キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムについて図9以降の図面を参照して説明する。

図9は代替キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの自動再編成システムを説明するための図である。

この図9において、本発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムは、代替キー・テーブル11A, 11B, 11Cに新たな形式を採用したものであり、代替キー・テーブル11A, 11B, 11Cにもロケーション・テーブルを使用する、というものである。

すなわち、代替キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムでは、代替キー・テーブル11A, 11B, 11Cの代替キー・ロック17を管理する目的で使用するものを、代替キー・ロケーション・テーブルAALCと呼ぶこと

にする。この代替キー・ロケーション・テーブルAALCは、主キーに係る発明の実施の形態において説明したブロックに対するロケーション・テーブルと同様の機能を持つものである。

図11において、代替キー・テーブル11Aは代替キー・ロケーション・テーブルAALCと代替キー・ブロック17とからなり、代替キー・テーブル11Bも代替キー・ロケーション・テーブルAALCと代替キー・ブロック17とからなり、さらに、代替キー・テーブル11Cも代替キー・ロケーション・テーブルAALCと代替キー・ブロック17とからなる。

したがって、本第2の実施の形態に係るデータベースの再編成システムでも、代替キー・テーブル11Aを代表させて説明し、他の代替キー・テーブル11B, 11Cの説明を省略する。

図10は、代替キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、プライマリー・システムの代替キー・テーブルの一つを説明するために示す図である。

この図10において、プライマリー・システム1の代替キー・ロケーション・テーブルAALCのエントリー（代替キー・ロケーション・テーブル・エントリー）は、そのエントリーが管理する代替キー・ブロックAACのアドレスを保持する。その他に、必要に応じて、その代替キー・ブロックAACの番号、その代替キー・ブロックAAC及び、その代替キー・ブロックAACの連結されている代替キー・オーバーフロー・ブロック15, 16に格納されている代替キー・エントリーの代替キー値の最小値、最大値の双方または一方を保持する。代替キー・オーバーフロー・ブロック15, 16は代替キー・ブロックAACによって管理されるので、代替キー・ロケーション・テーブルAALCでは管理しない。

代替キー・ブロックAACと代替キー・オーバーフロー・ブロック15, 16に、当該ブロックに格納されている代替キー・エントリーの代替キー値の最小値、最大値を保持するのは、代替キーに係る発明における第一の形式と同様である。このようにすることで、代替キー・ブロックAACに複数の代替キー・オーバーフロー・ブロック15, 16が連結されている場合に、目的の代替キー・エントリーを検索する際の負荷を軽減できる。

このような形式を採用すると、代替キー・ロケーション・テーブルAALCで、該当代替キー・ブロック17及び、当該代替キー・ブロック17に連結されている代替キー・オーバーフロー・ブロック15, 16の代替キー値の最小値及び／または最大値を保持することができる事になる。これにより、代替キー・ブロックAACでは、自身と自身に連結されている代替キー・オーバーフロー・ブロック15, 16に格納

されている代替キー・エントリーの最小値と最大値を保持する必要がなくなり、代替キー・ブロック 17 と代替キー・オーバーフロー・ブロック 15, 16 の形式を同一とすることが可能となる。

5 <代替キー・ロケーション・テーブル使用時の効果>

本第 2 の実施の形態に係るデータベースの再編成システムでは、上述したような形式にすることで、次のような効果が期待できる。

まず第 1 に、再編成時の代替キー・ブロックと代替キー・オーバーフロー・ブロックの形式を変更する必要がなくなり、再編成時の負荷の削減が可能となる。

10 第 2 に、代替キー・ブロック及び、代替キー・オーバーフロー・ブロックの書き移しが最小限で済むことになる。

第 3 に、「データ格納検索方式」の形式では、代替キー・テーブルを連続領域に取得する必要があったが、本形式を採用して代替キー・ロケーション・テーブルを使用する場合には、代替キー・ロケーション・テーブルを連続領域に取得すれば、代替キー・ブロックは不連続領域に散在していても不都合は無いため、領域取得が柔軟に行える。

一方、代替キー・ロケーション・テーブルの領域の分だけ、常に余分な領域が必要となるのは、この方式のデメリットである。

[代替キー・テーブルの再編成]

20 次に、代替キーに係る発明の実施の形態に係るデータ及びデータベースの再編成システムによる代替キー・テーブルの新たな形式を採用した場合の再編成の方法について説明を、図 1 1 を参照しながら行う。

ここに、図 1 1 は、代替キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムの再編成の方法を説明するための図である。

25 この図 1 1において、代替キーに係る発明の実施の形態による代替キー・テーブルの第二の形式とは、代替キー・テーブル 11A の代替キー・ブロック 17 に対して、代替キー・ロケーション・テーブル AALC を設けて、代替キー・ロケーション・テーブル AALC の各エントリーが、代替キー・ブロック 17 を管理するという形態である。代替キー・オーバーフロー・ブロック 15, 16 が代替キー・ブロック・テーブルとブロックの関係と、殆ど同様である。

<2つの代替キー・ロケーション・テーブルと2つの再編成ポインター。代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの書き移し>

よって、この場合の再編成に関しては、ロケーション・テーブルとブロックの再編

成で述べた説明と、ほぼ同等のロジックで実行可能である。

[代替キー・テーブルの再編成：再編成時の必要領域]

<2つのロケーション・テーブル>

5 この自動再編成システムによる自動再編成を実施する場合には、一時点での再編成対象の代替キー・ロケーション・テーブルを2つ持つ必要がある

[代替キー・テーブルの再編成：オーバーフローの解消]

10 図9における代替キー・テーブル11Aが再編成対象となった場合に関して説明する。既に説明したように、代替キー・テーブル11B、11Cに関する説明は省略するが、代替キー・テーブル11Aの場合と全く同様である。

15 図9、図10及び図11において、代替キー・ロケーション・テーブルAALC、AALNを用いた再編成とは、次に述べるようなことである。代替キー・ロケーション・テーブルAALCが管理しているのは、代替キー・ロック17のみである。代替キー・オーバーフロー・ロック15、16は代替キー・ロック17により管理されている。言い換えれば、代替キー・オーバーフロー・ロック15のアドレスを代替キー・ロック17が保持している、ということである。このため、代替キー・ロケーション・テーブルAALCを利用して代替キーで検索を行う場合に、対象となる代替キー・ロック17を代替キー・ロケーション・テーブルAALCに対してバイナリー・サーチを行うことにより探すが、更に代替キー・ロック17内では、対象となる代替キー・エントリーを探す必要がある。代替キー・ロック17に対して代替キー・オーバーフロー・ロック15、16が多数連結されていると、対象となる代替キー・エントリーを探すための時間が、代替キー・ロック17しか存在しない場合に比較して、代替キー・オーバーフロー・ロック15、16の数に関連して、25 余分に掛かることになる。これを避けるために、代替キー・オーバーフロー・ロック15、16を無くして、総ての代替キー・ロックをロケーション・テーブルAALCで管理するようすれば、対象代替キー・エントリーを探す時間が短縮できることになる。

30 また、代替キー・エントリーは、代替キー・ロック17及び代替キー・オーバーフロー・ロック15、16の中で、代替キーの順番に並べることになっており、代替キー・エントリーの挿入時に、代替キー・オーバーフロー・ロックの数が多いと、代替キー・エントリーの移動が増加してしまい、挿入時の効率が低下するが、それを防止する目的もある。

<現用と新規の2つのロケーション・テーブルを使用して再編成を行う>

代替キー・オーバーフロー・ブロック15, 16が幾つ発生しているかは、数えてあるので、代替キー・ロケーション・テーブルAALCのエントリー数と、オーバーフロー・ブロック15, 16の数を足したものが、新しいロケーション・テーブルA ALNのエントリー数となる。再編成時点で使用しているロケーション・テーブルを、AALNと対比するため、AALCと呼ぶことにする。エントリーは、再編成中に増加する可能性があり、再編成後もレコードの追加に伴い、代替キー・エントリーが増加するので、必要数より多めに確保することが好ましい。

しかしながら、後述するように、他方で、フラグメンテーションを解消することにより、必要代替キー・ブロック数が少なくなる場合もあるし、適正な初期格納率の確保によっても、必要代替キー・ブロック数は変動するので、格納されているエントリーの容量と適正な初期格納率を基に計算するのが、最も好ましい方法である。

新規代替キー・ロケーション・テーブルAALNの容量を満たす連続領域を、プライマリー・システムに確保する。

領域の確保ができたら、現用代替キー・ロケーション・テーブルAALC0から新規代替キー・ロケーション・テーブルAALNに対して、そのエントリーを順次書き移していくのであるが、以下のような手順で行う。

<再編成ポインター>

まず、再編成ポインターと言うものを作成する。これは、代替キー・ロケーション・テーブルの、どのエントリーまで書き移しが終了したかを指示するもので、現用代替キー・ロケーション・テーブルAALC用の現用再編成ポインターRPAALCと、新規代替キー・ロケーション・テーブルAALN用の新規再編成ポインターRPAA LNとの2つを用意する。現用再編成ポインターRPAALCの初期値は、現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCの先頭番地とし、新規再編成ポインターRPAA LNの初期値は新規代替キー・ロケーション・テーブルAALNの先頭番地とする。

次に、現用再編成ポインターRPAALC0の1番目のエントリーと、そのエントリーで管理している代替キー・ブロック17及び代替キー・オーバーフロー・ブロックを排他する。この場合は代替キー・オーバーフロー・ブロックが存在しないため代替キー・ブロック17（代替キー・ブロック番号「0」）のみとなる。

次に、1番目のエントリー（ブロック番号「0」）を現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCから新規代替キー・ロケーション・テーブルAALNに書き移す（図11のS51）。その際に、1番目のエントリーで管理しているブロックに、オーバー

フロー・ブロックが連結されているか否かを確認する。連結されていない場合は、現用再編成ポインターRPAALCと新規再編成ポインターRPAALNのアドレスを2番目のエントリーの先頭を指し示すように変更する。

図11では代替キー・オーバーフロー・ブロックが連結されていないので、現用再編成ポインターRPAALCを現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCの2番目のエントリーを指し示すように変更する。同様に新規再編成ポインターRPAALNを新規代替キー・ロケーション・テーブルAALNの2番目のエントリーを指し示すように変更する。次に排他を行っていた場合には、ここで、1番目のエントリーの排他を解除する。

10 次に、現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCの2番目のエントリーを排他する。2番目のエントリーには、2つの代替キー・オーバーフロー・ブロック15, 16が連結されているので、代替キー・ブロック17と、2つの代替キー・オーバーフロー・ブロックの排他を行う。

15 次に、2番目のエントリー（ブロック番号：1）の処理を行う。AALC0の2番目のエントリーで管理されている代替キー・ブロックには、代替キー・オーバーフロー・ブロックが2つ連結されている。代替キー・オーバーフロー・ブロックが連結されている場合には、次の様にする。2番目の現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCのエントリーを新規代替キー・ロケーション・テーブルAALNの2番目のエントリーに書き移すのであるが、ブロックに格納されているエントリーの代替キー値の最小値と最大値に関する変更を行う。

20 これは、現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCのエントリーに、代替キー・ブロック17の代替キー値の最大値、最小値を持っている場合、単に書き移すだけでは、代替キー・ロケーション・テーブルAALCのエントリーの代替キー値の最小値と最大値が、代替キー・ブロック17（の代替キー・ブロック番号「1」）に格納されているエントリーの、代替キー値の最小値と最大値と合致しなくなってしまうため、これを回避するためである。

25 仮に、新規代替キー・ロケーション・テーブルAALNの2番目のエントリーの代替キー値の最小値が0000、最大値が0299だとする。そして、代替キー・ブロック17（の代替キー・ブロック番号「1」）に格納されているエントリーの代替キー値の最小値が0000、最大値が0099、1番目の代替キー・オーバーフロー・ブロック15に格納されているエントリーの代替キー値の最小値が0100、最大値が0199、2番目の代替キー・オーバーフロー・ブロック16に格納されているエントリーの代替キー値の最小値が0200、最大値が0299とする。

新規代替キー・ロケーション・テーブルAALNの2番目のエントリーの代替キー値は、最小が0000、最大が0099となる（図11のS52）。新規代替キー・ロケーション・テーブルAALNのエントリーで保持される代替キー・ロックのアドレスは、代替キー・ロック17の（代替キー・ロック番号「1」）のアドレスと同じ値が入ることになる。

次に、新規代替キー・ロケーション・テーブルAALNの3番目のエントリーには、1番目の代替キー・オーバーフロー・ロック15のアドレスと、代替キー値の最小値には0100、最大値には0199を入れる（図11のS53）。新規代替キー・ロケーション・テーブルAALNの4番目のエントリーには、2番目の代替キー・オーバーフロー・ロック16のアドレスを入れ、代替キー値の最小値は0200、最大値は0299とする（図11のS54）。

次に、代替キー・ロック17（代替キー・ロック番号「1」）の中のオーバーフロー・ロック・アドレスをリセットして、代替キー・オーバーフロー・ロック15が連結されていない状態にする（図11のS55）。次に1番目の代替キー・オーバーフロー・ロック15中の代替キー・オーバーフロー・ロック・アドレスをリセットして、2番目の代替キー・オーバーフロー・ロック16が連結されていない状態にする（図11のS56）。

新規代替キー・ロケーション・テーブルAALNの一つエントリーに関して、再編成が完了したら、そのエントリーによって管理されるロックの排他を解除する。

このようにすることで、代替キー・オーバーフロー・ロックを、別の場所に書き換えることなく、再編成を行うことができる。

以下、同様に、現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCの3番目（代替キー・ロック番号「2」）の再編成をし（図11のS57, S58, S59）、4番目（代替キー・ロック番号「3」）のエントリーの再編成をし（図11のS60）、と25いうように順次再編成を行っていく。

図11は現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCの4番目のエントリーまで、再編成が完了した状態を示している。

次に、新規再編成ポインターRPAALNの値は、新規代替キー・ロケーション・テーブルAALNの4番目のエントリーの先頭を指すように書き換える（図11のS30 S61）。

[代替キー・テーブルの再編成：オーバーフローの解消の例外]

代替キー・オーバーフロー・ロックの解消に関して述べたが、解消ができない場合について説明する。この解消ができない場合は、同一代替キーを保有するエントリ

ーが多くて、一つのブロックに格納できない場合である。同一の代替キーを持つエントリーは、複数の代替キー・ブロックに格納されることは無く、必ず一つの代替キー・ブロックと1つ以上の代替キー・オーバーフロー・ブロック、または、複数の代替キー・オーバーフロー・ブロックに格納される。複数の代替キー・オーバーフロー・ブロックに格納されるとは、代替キー・ブロックとその直後の代替キー・オーバーフロー・ブロックには既にエントリーが格納されており、代替キー・オーバーフロー・ブロックの途中から同一代替キーのエントリーの格納が開始されるような場合である。同一代替キーのエントリーが格納されている場合は、代替キー・ブロック及び代替キー・オーバーフロー・ブロックにその情報を保持するのが分かりやすい。同一代替キーのエントリーの先頭部分か、中間部分か、最後尾部分か、といった情報を保持するのである。それ以外は、通常のエントリーを格納する場合と同様である。

この場合の、代替キー・オーバーフロー・ブロックの解消は、通常のエントリーの部分に関しては、解消を行えるが、同一代替キーのエントリーが格納される代替キー・ブロック及び代替キー・オーバーフロー・ブロックに関しては、必ず代替キー・オーバーフロー・ブロックを伴った形式となるため、代替キー・オーバーフロー・ブロックの解消はできない。このような場合には、再編成の情報として、同一代替キーのエントリーに関するものを出力することが好ましい。

[代替キー・テーブルが第二の形式である場合の再編成：フラグメンテーションの解消]

上記では、代替キー・オーバーフロー・ブロックを解消する方法に関して述べたが、オーバーフローと同様にフラグメンテーションも、効率上では大きな問題であった。

これを解消するためには、代替キー・オーバーフロー・ブロックを解消する再編成と似た動作で実現できる。図12を用いて説明する。ここに、図12は、本第3の発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、フラグメンテーションを解消する方法を説明するための図である。

この図12においても、代替キー・ロケーション・テーブルを使用するのであるが、現用代替キー・ロケーション・テーブルA A L Cの他に、新規代替キー・ロケーション・テーブルA A L Nを使用する。

図12では、代替キー・ブロック17において、代替キー・ブロック番号「0」、「1」、「1-2」、「1-3」、「2」、「2-2」には、適度にエントリーが格納されており、代替キー・オーバーフロー・ブロックの解消を前述の方法で完了したとする。

以下の説明で使用するブロック番号は、現用代替キー・ロケーション・テーブルA

A L Cに基づく番号を使用する。

新規代替キー・ロケーション・テーブルA A L Nに基づく番号を使用する場合には、その旨を記述する。

代替キー・ブロック17において、代替キー・ブロック番号「3」には、格納容量の30%のエントリーが格納されている。代替キー・ブロック番号「4」には格納容量の40%のエントリーが格納されている。代替キー・ブロック番号「5」は70%、代替キー・オーバーフロー・ブロック15の代替キー・ブロック番号「5-2」には60%、代替キー・ブロック17において代替キー・ブロック番号「6」には70%のエントリーが格納されている。また、再編成後の各ブロック内で使用されているスペースの率は90%とする。これは、再編成後に挿入レコードが発生した場合に、その都度代替キー・オーバーフロー・ブロックを発生させないために設けることができる。

代替キーに係る発明の実施の形態に係る再編成システムは、新規代替キー・ロケーション・テーブルA A L Nの新規再編成ポインターR P A A L Nが指している代替キー・ブロック17の代替キー・ブロック番号「3」の再編成を行おうとする。しかしながら、格納率（代替キー・ブロックの容量に対する、その代替キー・ブロックに格納されているエントリーの容量の割合）が30%であるため、適正な初期格納率を満たしていない。このため、代替キー・ブロック17の次の代替キー・ブロック番号「4」を見る。これも格納率が40%であるため、2つの代替キー・ブロックを足しても適正な初期格納率（90%）を下回ることになる。更に代替キー・ブロック17の代替キー・ブロック番号「5」を見ると格納率は70%であるため、適正な初期格納率90%を上回ることになる。代替キー・ブロック17の代替キー・ブロック番号「3」に格納されているエントリーはそのまま残し、代替キー・ブロック17の代替キー・ブロック番号「4」に入っていたエントリーを代替キー・ブロック17の代替キー・ブロック番号「3」にする。これにより、代替キー・ブロック17の代替キー・ブロック番号「3」は格納率が70%となる。適正な初期格納率にするため、代替キー・ブロック17の代替キー・ブロック番号「5」に格納されているエントリーの先頭20%を代替キー・ブロック17の代替キー・ブロック番号「3」に移動すると同時に、残りのエントリー50%を前方（図示左側）に詰める。代替キー・ブロック17の代替キー・ブロック番号「3」が完成したので、新規再編成ポインターR P A A L Nの代替キー・ブロック17の代替キー・ブロック番号「6」のアドレスを代替キー・ブロック17の代替キー・ブロック番号「3」に書き換える。新規再編成ポインターR P A A L Nを新規代替キー・ロケーション・テーブルA A L Nの代替キー・ブロック17の代替キー・ブロック番号「7」の先頭に移動する。この時点で代替キー・ブロ

ック 17 の代替キー・ブロック番号「4」は使用されない代替キー・ブロックとなる。

次に、代替キー・ブロック 17 の代替キー・ブロック番号「5」を操作するのであるが、再編成により代替キー・ブロック 17 の代替キー・ブロック番号「5」は格納率が 50% となっている。代替キー・オーバーフロー・ブロック 15 の代替キー・ブロック番号「5-2」は格納率が 60% であるので、代替キー・ブロック番号「5-2」のエントリーの内、先頭から 30% のエントリーを代替キー・ブロック 17 の代替キー・ブロック番号「5」に移動し、同時にブロック番号「5-2」に残っているエントリーを前方（図示左側）に詰める。更に代替キー・ブロック 17 の代替キー・ブロック番号「5」が代替キー・ブロック 17 の代替キー・ブロック番号「5-2」を代替キー・オーバーフロー・ブロックとして連結しているのを切断する。これは、代替キー・ブロック 17 の代替キー・ブロック番号「5」の代替キー・オーバーフロー・ブロック・アドレスを特定の値（例えばゼロ）にセットする。代替キー・ブロック 17 の代替キー・ブロック番号「5」は完成したので、新規代替キー・ロケーション・テーブル AALN の代替キー・ブロック 17 の代替キー・ブロック番号「7」のアドレスを代替キー・ブロック 17 の代替キー・ブロック番号「5」に書き換える。

次に、代替キー・オーバーフロー・ブロック 15 の代替キー・ブロック番号「5-2」の格納率が 30% であるので、次の代替キー・ブロック 17 の代替キー・ブロック番号「6」を見ると格納率が 60% であるので、代替キー・ブロック 17 の代替キー・ブロック番号「6」のエントリー総てを代替キー・ブロック 17 の代替キー・ブロック番号「5-2」に移動する。代替キー・ブロック 17 の代替キー・ブロック番号「5-2」が完成したので、新規代替キー・ロケーション・テーブル AALN の代替キー・ブロック 17 の代替キー・ブロック番号「8」のアドレスを代替キー・ブロック 17 の代替キー・ブロック番号「5-2」に書き換える。新規再編成ポインター R_PAA LN を新規代替キー・ロケーション・テーブル AALN の代替キー・ブロック番号「9」の先頭に移動する。この時点で代替キー・ブロック 17 の代替キー・ブロック番号「6」は使用されない代替キー・ブロックとなる。

[代替キー・テーブルの再編成：適正な初期格納率の確保]

また、フラグメントーションとは逆に、適正な初期格納率を確保するために、代替キー・ブロックの追加が必要な場合も発生する。これは、例えば、すべての代替キー・ブロック内で使用されているスペースの率が 100% であった場合に、適正な初期格納率を 90% とすると、一時点で 9 個の代替キー・ブロックを再編成の対象にし、1 つの代替キー・ブロックを追加して 10 個の代替キー・ブロックに対して、エントリーを 90% ずつ格納する、というような形態である。

適正な初期格納率の確保を厳密に行おうとすると、代替キー・ロックとエントリーの大きさの関係で不可能な場合や、一時点できなり多数の代替キー・ロックを再編成の対象にしなければならなくなる可能性があるため、排他範囲が広がり、システムの稼動に悪影響を与える可能性がある。

5 このような状態が発生することを防止する上で、適正な初期格納率を、例えば、85%から90%など、複数の値を用いることが、運用上は好ましい。この場合、適正な初期格納率が、85%から90%の範囲に入っていればよい、とするものである。

この適正な初期格納率の確保を行う場合にも、エントリーが元の代替キー・ロックから別の代替キー・ロックに書き換えられることが発生する。

10

[代替キー・テーブルの再編成：実際の再編成とデッドロックの防止]

実際に再編成を行う場合には、代替キー・オーバーフロー・ロックの解消と、フラグメンテーションの解消、及び、適正な初期格納率の確保を同時に実行することになるので、上記の3つの方式を組み合わせて使用する。

15 原理的には以上のような方法で実現が可能であるが、代替キー・ロックを順次読んでいき、適正な初期格納率の代替キー・ロックを作成していくと、当初から排他の範囲が確定せず、順次に排他していくために、デッドロックが発生する可能性が増加する。デッドロックの発生を防ぐためには、次のような方法が有効である。

第一の方法は、まず、排他を掛けずに次々と代替キー・ロックを読みだし、レコードの格納率を調べて、複数のロックを組み合わせて、適正な大きさとなるように計算をした上で、排他範囲を決定する方法である。

<ロケーション・テーブルのエントリーへの項目追加>

第二の方法は、代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーに、ロック番号とロックのアドレスの他、ロックに格納されているレコードの主キー値の最小と最大の両方、または何れか一方に加えて、ロック中のレコードの格納率若しくは、レコードが占めている領域のバイト数を、エントリーに追加する。このようにすることで、第一の方法で述べた、ロックを読むという作業を必要とせず、代替キー・ロケーション・テーブルを読むだけで作業が行えることになる。しかしながら、この場合にはエントリーの挿入や削除に伴って、代替キー・ロケーション・テーブルの書き換えが発生することになるため、エントリーの発生状況に応じて、第一の方法と第二の方法のいずれかを選択することが好ましい。

このようにして、代替キー・ロック及び代替キー・オーバーフロー・ロック内

の格納率を調べた後で、その時点での再編成範囲を確定し、その範囲の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーと、そのエントリーが指している代替キー・ロック及び、代替キー・ロックに連結されている代替キー・オーバーフロー・ロックの排他を行う。

5 その後、再編成対象となる代替キー・ロックと代替キー・オーバーフロー・ロックの数と格納可能容量を調べ、格納対象エントリーの実際の容量を調べた上で、必要になる代替キー・ロックが現用代替キー・ロックと代替キー・オーバーフロー・ロックの和と同数か、増加するか、減少するか、を調べる。この後、代替キー・オーバーフロー・ロックの解消や、フラグメンテーションの解消、適正な初期格納率
10 の確保で説明したロジックを使用して、代替キー・ロックの再編成と、新規代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーの作成を行う。
この場合、再編成ポインターは、再編成の対象となったロックの分だけ、一度に移動することになる。

15 このように、一時点で、1個から数十個の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーと代替キー・ロックを対象として再編成を実施するのであるが、この再編成は、見かけ上、通常のデータ処理のトランザクションとして扱うことにより、通常のデータ処理との矛盾を発生させない。

また、この再編成を次々と、代替キー・ロケーション・テーブルと代替キー・ロックに対して実施することにより、それら全体の再編成を完了する。

20

[代替キー・テーブルの再編成：再編成の完了]

代替キー・ロケーション・テーブルの再編成が完了したことを認識する方法に関して説明する。現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCには、その代替キー・ロケーション・テーブルAALCを使用している最終位置を示すための、代替キー・最終ポインターが設けてある。代替キー・最終ポインターを設ける目的は、次のようなものである。代替キー・ロケーション・テーブルAALCは連続領域に確保することになっている。代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーが不足した場合には、最初の代替キー・ロケーション・テーブルとは連続しない領域に追加の代替キー・ロケーション・テーブルを設けて、それらを連続した領域であるかのようにバイナリーサーチできるよう、アドレス変換して検索することが可能であるが、不連続領域が多くなると、アドレス変換の負荷が増大するため、好ましくない。このため、代替キー・ロケーション・テーブル用の領域は、予め十分に大きな領域を確保しておき、使用しているエントリーと、未使用のエントリーを区分するために、使用しているエントリーの次のエントリーのアドレスを指す、ということになっている。

このように、代替キー・最終ポインターを設けることにより、現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCの先頭アドレスと代替キー・最終ポインターの間でバイナリー・サーチを実行することにより、現用代替キー・ロケーション・テーブルAA
LCに未使用エントリーが存在していても、主キーによるレコード検索が可能となる。

5

<再編成の完了の検出方法>

この代替キー・最終ポインターを指標として用いる。再編成を実行して行き、現用再編成ポインターRPAALCが指すアドレスが、代替キー・最終ポインターが指すアドレスと一致した場合に、代替キー・ロケーション・テーブルAALCと代替キー・ブロック17の再編成が完了したことになる。尚、最終エントリーが指している代替キー・ブロック17に、代替キー・オーバーフロー・ロックが連結されている場合でも、それらの、代替キー・オーバーフロー・ロックの再編成が完了しない限り、現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCの移動は行われないので、問題ない。

15 [代替キー・テーブルの再編成：未使用ロックの再利用]

このようにして、フラグメンテーションに対する再編成の方法に関して述べたが、図12の場合には、現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCの代替キー・ブロック17の代替キー・ロック番号「4」と代替キー・ブロック17の代替キー・ロック番号「6」が使用されなくなってしまった。このままでは、代替キー・ブロック内のフラグメンテーションは解消されるが、全体的なフラグメンテーションは解消されない、ということになりかねない。このようなことを防止するために、つぎのような方式を採用する。

25 <未使用ロック・アロケーション・テーブル。開始位置ポインター、終了位置ポインター>

図13は、本第3の発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、全体的なフラグメンテーションを解消する方法について説明するための図である。

この図13における実施の形態では、未使用代替キー・ロック・アロケーション・テーブルUBATというものを使用する。この未使用代替キー・ロック・アロケーション・テーブルUABATは、図13に示すような形式のテーブルであって、未使用代替キー・ロックのアドレスを格納しておくためのものである。未使用代替キー・ロック・アロケーション・テーブルUABATの開始位置を示すポインター(NAAABPS)と終了位置を示すポインター(NAAABPE)の2つを使用する。図13では、未使用代替キー・ロックが全く無い状態から、7つの未使用代替キー・

ブロックが発生した後の状態を示している。

初期状態では、開始位置を示すポインターNAAABPSと、終了位置を示すポインターNAABPEは、両方とも未使用代替キー・ロック・アロケーション・テーブルの先頭を指している。未使用代替キー・ロックが発生する（図13では「未使用」と表示されている）と、未使用代替キー・ロック・アロケーション・テーブルUABATの終了位置を示すポインターNAABPEの指しているエントリーに、未使用代替キー・ロックのアドレスを登録し、終了位置を示すポインターNAABPEを未使用代替キー・ロック・アロケーション・テーブルUABATの次のエントリーを指すように書き換える。順次、7つの未使用代替キー・ロックが発生した後の状態が図13に示したものである。ここでは、終了位置を示すポインターNAABPEは、図13に示すように、未使用代替キー・ロック・アロケーション・テーブルの8番目のエントリーを指している。

図14は、代替キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、ロックの再利用を説明するための図である。

この図14を用いて、再利用の方法について説明する。新たに代替キー・ロックまたは代替キー・オーバーフロー・ロックを取得する必要が発生した場合、代替キーに係る発明の実施の形態では、未使用領域から代替キー・ロックを取得するではなく、未使用代替キー・ロック・アロケーション・テーブルUABATを参照し、未使用代替キー・ロックが存在する場合には、未使用代替キー・ロック・アロケーション・テーブルUABATに登録してある代替キー・ロックを優先して使用する。使用する方法は、開始位置を示すポインターNAAABPSが指しているエントリーの代替キー・ロックを使用する。エントリーには未使用代替キー・ロックのアドレスが入っているので、このアドレスを、代替キー・ロック追加の場合は代替キー・ロケーション・テーブルに書込み、代替キー・オーバーフロー・ロックの場合は、その代替キー・ロックを管理する代替キー・ロックまたは代替キー・オーバーフロー・ロックのポインターに、そのアドレスを書き込む。その後、開始位置を示すポインターNAAABPSの内容を未使用代替キー・ロック・アロケーション・テーブルの次のエントリーを指すように書き換える。

上述したように書き換えた結果、2つの未使用ロックが使用された直後の状態を示したものが図14である。

この未使用代替キー・ロック・アロケーション・テーブルUABATは、循環使用が可能である。未使用代替キー・ロックが発生すると、終了位置を示すポインターNAABPEの位置は、未使用代替キー・ロック・アロケーション・テーブルUABATの後方に動いていくが、一方で、未使用代替キー・ロックが使用される

と、開始位置を示すポインターNAAABPSの位置も後方にずれていくので、終了位置を示すポインターNAAABPEが開始位置を示すポインターNAAABPSを追い越さない限り、一つのテーブルUABATを循環して使用する、つまり、終了位置を示すポインターNAAABPEが未使用代替キー・ロック・アロケーション・テーブルUABATの最後まで行った場合に、また、未使用代替キー・ロック・アロケーション・テーブルUABATの先頭に戻って当該テーブルUABATを再使用することが可能である。

[代替キー・テーブルの再編成：再編成中のデータベースのアクセス]

10 次に、再編成中の、データの検索・読み書きに関して、再編成を行っているときにも、データの検索・読み書きが可能であることを、図12を参照しながら述べる。

代替キー値による検索では、現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCを用いてバイナリー・サーチを行う。この際に、ターゲット・キー値（検索の対象となるキー値）が再編成ポインターRPAALCの上方にあるか、下方にあるかの判定を行う。これは、現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCが主キー値の順に並んでいることから、現用再編成ポインターRPAALCの示しているエントリーのキー値とターゲット・キー値の比較を行えばよい。

ターゲット・キー値が、現用再編成ポインターRPAALCが指しているエントリーの代替キー値の最小値より小さい場合は、現用再編成ポインターRPAALCより上位（アドレスが小さい）に、目的とするエントリーが存在することになる。この場合は、新規代替キー・ロケーション・テーブルAALNを使用して、新規代替キー・ロケーション・テーブルAALNの先頭アドレスと新規再編成ポインターRPAALN間でバイナリー・サーチを行う。バイナリー・サーチの結果、目的のエントリーが指している代替キー・ロックの中のエントリーを調べて、目的のエントリーが存在するか否かを検出する。

ターゲット・キー値が現用再編成ポインターRPAALCの指しているエントリーの代替キー値の最小値以上である場合には、目的とするエントリーは、現用再編成ポインターRPAALCより下位（アドレスが大きい、かつ、RPAALCOが指しているエントリー）に存在することになる。この場合は、現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCを使用して、現用再編成ポインターRPAALCと現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCの最終ポインター間のエントリーに対してバイナリー・サーチを行う。

このように、目的のエントリーの検索が確実に実行できるので、そのエントリーが

指しているブロック内を検索することにより、目的とする主キー値を持つレコードの検索が可能となる。

上記の説明では、代替キー・テーブルを再編成中である場合に関して述べた。複数のテーブルを同時に再編成しないので、代替キー・テーブルの再編成中である場合には、ロケーション・テーブルは再編成中では無い、ということになる。これにより、ロケーション・テーブルとブロックの再編成で述べたような、現用と新規のロケーション・テーブルが2つ存在する、ということはないので、何れを使用するかの工夫は不要である。

また、目的とする代替キー値を持つエントリーが含まれる代替キー・ブロックが、
10 正に再編成中で、排他されている場合には排他待ちとなり、その排他が解除されるま
では、当該代替キー・ブロックのアクセスはできないことになるが、これは、通常の
アクセスでレコードの更新や挿入、削除が行われる場合と同様である。言い換えれば、
排他中の代替キー・ブロックに対しての要求は、排他待ちになるが、その代替キー・
ブロックに対する再編成が完了して、排他が解除されれば、処理が可能となる。

15 上記では、レコード検索の場合に関して述べたが、これを応用することで、代替キーによる、レコードの更新、削除を行うことも可能である。レコードの挿入は、主キーで実行するので、ここでは対象外となる。また、レコードの削除は代替キーがノン・
ユニークであるため、実行する場合には注意が必要である。しかしながら、この場合には、次に述べるような可能性がある。

20

[代替キー・テーブルの再編成：検索中に再編成が進行した場合への対処]

図15は、代替キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、代替キーの検索を行っている最中に再編成が進んでしまい、検索開始時の現用再編成ポインターと検索終了時の現用再編成ポインターの位置が異なっている
25 場合の動作についての説明図である。

上述したように再編成ポインターを使用し、ターゲット・キー値と比較することで、現用代替キー・ロケーション・テーブルAALC、新規代替キー・ロケーション・テーブルAALNの何れかを使用するかを決定することにより、再編成中でもエントリーの呼び出しが可能であることを説明した。

30 しかしながら、図15に示すように、代替キー・ロケーション・テーブルAALCやAALNを用いて、代替キーの検索を行っている最中に再編成が進んでしまい、検索開始時の現用再編成ポインターRPAALCと検索終了時の現用再編成ポインターRPAAALCの位置が異なっていて、その範囲の代替キー・ブロックが検索対象となつた場合には、代替キー・オーバーフロー・ブロックの連結が、既に切れているた

めに、実際には存在するエントリーが、存在しないことになってしまう可能性がある。図15では、プライマリー・ブロック「5」に連結されていたオーバーフロー・ブロック15が切り離されてしまっている。このままでは、不安定な動作を引き起こすことになり、使用できない。

5 これは、次のような工夫を行うことにより、問題なく検索することが可能である。次の表にまとめたが、ターゲット・キー値と再編成ポインターによって、検索対象となるロケーション・テーブルが現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCであるか、新規代替キー・ロケーション・テーブルAALN0であるかの判定を行う。使用する代替キー・ロケーション・テーブルがAALN0である場合には、新規再編成
10 ポインターRPAALNが検索開始時よりも進んでも、問題は発生しない。問題は現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCを対象とした場合である。サーチの対象が現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCの場合で、現用再編成ポインターRPAALCの移動がないときには、問題は発生しない。一方、サーチの対象が現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCの場合で、現用再編成ポインターRPAALCの移動があるときには、工夫をしないと問題が発生することになる。
15

<再編成が進行した場合のアクセス方法>

検索を開始する前に、再編成中であれば、現用再編成ポインターRPAALCの値
20 (代替キー・ロケーション・テーブルで、次に再編成を行うエントリーのアドレス) と新規再編成ポインターRPAALNの値を保存しておく。これらを、S-RPAALCと、S-RPAALNとする。そして、現用代替キー・ロケーション・テーブルAALCの検索を完了した時点で、その時点の現用再編成ポインターRPAALCの値(これを、E-RPAALC0とする)とS-RPAALC0の値を比較する。この値が異なっていれば、検索中に再編成が進行したことを意味する。この場合には、
25 検索対象ブロックが何処であるかを判定する。もしも、S-RPAALC0とE-RPAALC0の間に対象代替キー・ブロックがある場合には、前述したように、エントリーが検索できない可能性がある。

この場合には、新規代替キー・ロケーション・テーブルAALNを使用して、S-RPAALN0とE-RPAALN0の間にに対してバイナリー・サーチを行う。ここで、エントリーが発見できれば、エントリー有り、発見できなければエントリー無しとなる。このようにすることで、存在するエントリーが存在しないとなってしまう事象を避けることができる。

以上説明したように、再編中であってもエントリーの読み出しが可能であることがわかる。

[代替キー・テーブルの再編成：エントリーの挿入の場合]

上記説明では呼び出しに関して述べたが、レコード挿入などに伴うエントリー挿入の場合も、エントリーを挿入する代替キー・ロックを決定するためには、バイナリ
5 サーチで代替キー・ロックを見つけて、その後、当該代替キー・ロックに対してエントリーを挿入する必要があり、呼び出しと同様の動作となる。

レコードの代替キー値が変更される場合には、代替キー・エントリーの格納場所を
変更する必要がある。何故ならば、代替キー・ロックの中には、代替キー値の順序
でエントリーが並ぶことになっており、その範囲を外れるエントリーが存在すると、
10 代替キー・ロケーション・テーブルで検索が不能になってしまうからである。このため、代替キー値を変更する場合には、現エントリーを一旦削除し、その後、新しいエ
ントリーを、その代替キー値に基づいて格納されるべき代替キー・ロックを探して、
そこに挿入する。この方法は、旧来のデータベースで一般的に使用されている方法で
ある。

15 これ以外は、上記呼び出しと同様の方法で、代替キー・ロックを探して書き込む
ことが可能である。

[再編成の中止と再開]

以上で説明したように、代替キー・テーブルの再編成中であっても、代替キー値によ
る、レコードの検索（読み込み）や、更新、レコードの挿入、追加、削除が可能で
あることを説明した。つまり、再編成がどの時点、言い換えれば、代替キー・ロケ
ーション・テーブルのどのエントリーまで進行していても、レコードのアクセスが可能
であることはいうまでもない。

25 <再編成の中止と再開>

これに基づけば、一時的に再編成を中断しても、レコードのアクセスは問題なく実
行できることが分かる。勿論、中断は、あるまとまりの代替キー・ロケーション・テ
ーブルと代替キー・ロックに対する再編成が終了した後に行われることは当然であ
る。

30 代替キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムにおいて、
再開は、中断した時点で、現用の再編成ポインターR P A A L Cと新規の再編成ポイ
ンターR P A A L Nが示している、現用の代替キー・ロケーション・テーブルA A L
Cと新規の代替キー・テーブルA A L Nのエントリーから再編成を実施すればよい。
この機能により、プライマリー・システムの負荷が増加した場合には、再編成を中

断して、データ処理に能力を振り分け、データ処理の負荷が減少してきたり、再編成を再開することが可能となるので、再編成の実施に当たって、プライマリー・システムの負荷や運転状況に関して事前予測を行い、一定の時間を予め確保する必要がない。

代替キー・テーブルのエントリーに関しては、次の3種類が存在することを述べた。

5 すなわち、ロックの番号を保持する、ロックのアドレスを保持する、ロックの番号、アドレスの何れも保持しない、の3種類である。また、これらについては、以下の特徴があることも述べた。

10 ロックの番号、アドレスの何れも保持しない場合には、再編成に要する負荷や時間が短縮できるが、代替キーを用いた検索では代替キー・エントリーを検索後にロケーション・テーブルの検索が必要になるため、検索の負荷が増加する。

一方で、ロックの番号を保持する、ロックのアドレスを保持する場合には、再編成時には番号やアドレスが変更になる場合に、情報の変更が必要になり、再編成の負荷が大きくなるが、一方で、代替キーを使用した検索は効率的となる。

15 ここで、代替キー・エントリーの形式を、何れかに決定して代替キー・テーブルを作成して運用をしている場合、当初の予定と状況が変わってしまい、例えば、再編成が頻繁に必要になったとか、逆に、当初予定していた頻度に比較すると、再編成の頻度が著しく低下した場合、などが考えられる。

20 このような場合、代替キー・テーブルの再編成時に、エントリーの形式を変更して、検索や追加・更新・削除等の効率は低下させても再編成の速度を向上させるようにする、または逆に、再編成の速度を低下させても検索や追加・更新・削除等の効率を高める、といった切り替えが出来ると好都合である。

これは、次のように代替キー・テーブルを再編成する場合に、代替キー・エントリーの形式を変更することにより可能となる。

25 ロック番号やロック・アドレスを保持しない形式の代替キー・エントリーに対して、ロック番号やアドレスを付加する場合には、1代替キー・ロック当たり、代替キー・ロックの中に既に存在する代替キー・エントリーの数と、ロック番号またはロック・アドレスの分だけ情報量が増加することになる。

30 一時点で、1個または複数個の代替キー・ロックを対象にして、オーバーフローの解消、フラグメントーションの解消、適正な初期格納率の確保を行う場合に、情報の増加分が書き込めるように代替キー・ロックの確保を行う。対象となった代替キー・ロックのエントリーに関しては、ロック番号またはロック・アドレスを追加し、エントリー情報の書き換えを行う。

この場合、対象となる代替キー・エントリー一つづつについて、そのエントリーの主キーに基づいて、ロケーション・テーブルの検索を行い、見つかったロックの

番号、またはブロック・アドレスを新規の代替キー・テーブルのエントリーに付加する。

逆に、ブロック番号またはブロック・アドレスを削除する場合には、1代替キー・ブロック当たり、代替キー・ブロックの中に既に存在する代替キー・エントリーの数と、ブロック番号またはブロック・アドレスの分だけ情報量が減少することになる。

一時点での、1個または複数個の代替キー・ブロックを対象にして、オーバーフローの解消、プラグメンテーションの解消、適正な初期格納率の確保を行う場合に、情報の減少分を考慮して代替キー・ブロックの確保を行う。対象となった代替キー・ブロックのエントリーに関しては、ブロック番号またはブロック・アドレス削除し、エントリー情報の書き換えを行う。付加する場合に比較すると、情報を削除するだけでよいので、時間的には短くて済む。

[ブロックの書き換えを行う再編成]

以上が、代替キー・ロケーション・テーブルと代替キー・ブロック、代替キー・オーバーフロー・ブロックの再編成に関する説明である。この再編成では、代替キー・ロケーション・テーブルを、現用から新規に書き換えることにより、代替キー・ブロック及び代替キー・オーバーフロー・ブロックの書き換えを最小限に止め、再編成の時間を短縮する効果がある。

ところが、代替キー・ブロックの大きさを変更したい場合や、代替キー・ブロックの格納媒体を変更したい場合には、代替キー・ブロックの書き換えが必要となる。このように代替キー・ブロックの書き換えを行いながら、再編成を実施することも、上記の方式を応用すれば、簡単に実行可能である。

詳細な内容は、主キーに係る発明の中で述べている方法と全く同様である。図19は、ロケーション・テーブルとブロック、オーバーフロー・ブロックに関する説明のためのものであるが、原理は全く同様となる。

データベースに対するアクセスは、主キーに係る発明で説明した方法と全く同様に、ターゲット・キー値が、再編成ポインターより小さい場合は、新規データベースに対してアクセスし、ターゲット・キー値が、再編成ポインターより大きいか等しい場合は、現用データベースに対してアクセスする。また、再編成を中断して再開できることも、主キーに係る発明と全く同様である。

ここでは、同一のハードウェア上に現用と新規のデータベースが存在するように図示してあるが、別のハードウェア上にあってもかまわない。

[排他方法と排他方式]

ここで、排他方法と排他方式に関して説明を行う。排他方式とは、排他を実現するための方式であり、システムに対して負荷の低い方法を考案した。排他方法とは、主に排他の順序のことである。システム内において、排他の順序が異なるとデッド・ロックの原因になるため、排他順序を揃えることは重要である。本方式及び本システム
5における排他順序が同じであることを説明する。

[排他方式]

排他方式は、ロケーション・テーブル、ロック（オーバーフロー・ロックを含む）、代替キー・ロケーション・テーブル、代替キー・ロック（代替キー・オーバー
10 フロー・ロックを含む）のそれぞれに対して、直接的に排他している状態を書き込むことで実現する。

トランザクションが発生すると、キューと言う形でトランザクションが発生した順番に並べられ、その順序に従って処理が行われるのは、一般的な情報処理で用いられる形態である。更にトランザクション内でデータに対するアクセス要求をリクエスト・ロックという形に表現するされることが、一般的である。トランザクションを実行する場合には、各種のデータに対するアクセスが発生する。同じ種類のデータに対するアクセスであっても、ロケーション・テーブルでの検索か、代替キー・テーブルでの検索かという違いがある。

このリクエスト・ロックには、処理要求発生元の識別、トランザクション番号、
20 対象データ種別、処理要求識別（読み取り、更新、追加、挿入、削除、の種別）、読み取り対象キー、読み取り対象キー値、書込みレコード、などに関する情報が、そのまま、若しくは、それらの情報が入っているアドレスを指し示す、という形態で格納されている。

このリクエスト・ロックに、2つのフィールドを追加する。1つは、排他テーブル・アドレスであり、もう一つは排他テーブル・ポインターである。排他テーブル・アドレスは、排他情報を格納するためのテーブルである。このテーブルのエントリーは、排他対象のアドレスを保持する他、次に述べる、アドレス識別フラグを保持する。エントリーの大きさは、アドレスが保持できる大きさとする。テーブルの大きさ（エントリー数）は、例えば、100個とし、それで不足する場合には、更に100個を追加し、最初のテーブルの最後のアドレスが、次の排他テーブルのアドレスを保持するようにする。この場合、排他対象のアドレスか、次のテーブルのアドレスであるかを識別するために、アドレス識別フラグを設ける。

リクエスト・ロックで、排他的なアクセス要求があった場合に、排他テーブルに

排他対象のアドレスを入れる。ロケーション・テーブルの場合は当該エントリーのアドレスであり、ロックの場合は当該ロックのアドレス、代替キー・ロケーション・テーブルの場合は当該エントリーのアドレス、代替キー・ロックまたは代替キー・オーバーフロー・ロックの場合は当該ロックのアドレスとなる。

5 図1-6は、本第1又は第3の発明に係るデータベースの再編成システムにおいて、ロケーション・テーブルを排他する場合の例を示す図である。この図1-6において、符号110はリクエスト・キー、符号120, 121はリクエスト・ロック、符号130-0は、130-1, 131-0は排他テーブル、符号LCはロケーション・テーブルである。

10 130-0のエントリー「0」は、ロケーション・テーブルLCのエントリー「0」を指している。これは、排他テーブル50-0のエントリー「0」が、常にロケーション・テーブルLCのエントリー「0」を指すということではなく、例として、そのような対応関係であることを示している。ロケーション・テーブルLCには、排他テーブル130-0, 130-1, 131-1のエントリーのアドレスを保持できるように、フィールドを追加する。このロケーション・テーブルLCのエントリー「0」は、排他テーブル130-0のエントリー「0」を指している。

15 ロケーション・テーブルLCのそのエントリーが、排他されているか否かは、そのエントリーの排他テーブル・エントリー・アドレス・フィールドにアドレスが入っているか否かを識別すればよい。アドレスが入っている場合には、そのエントリーは排他されているので、他の要求からは、アクセスできない。

20 排他テーブル130-0, 130-1, 131-0で、ロケーション・テーブルLCのエントリー・アドレスを保持しているのは、トランザクションが完了した場合に排他解除を確実に行うと共に、万一、システムに異常があり、全体の運用が停止してしまった場合に、排他解除を素早く実行するためのものである。

25 ロケーション・テーブルLCのエントリーに、排他されているか否かの識別を持っているが、排他テーブル(130-0, 130-1, 131-0)を持たない場合には、運用停止後に、総てのロケーション・テーブルLCのエントリーを見て、排他状態になっている場合には、排他を解除してやる必要がある。一方で、排他テーブル130-0, 130-1又は131-0のエントリーにロケーション・テーブルLCのアドレスが入っている場合には、それらの、排他テーブル130-0, 130-1又は131-0を見て、該当するロケーション・テーブルLCのエントリーの排他を解除してやればよい。

30 排他テーブル・ポインターは、排他テーブル(130-0, 130-1又は131-0)のどこまで使用しているかを指し示す目的で使用されている。図1-6では、追

加の排他テーブル 130-1 が確保されて、その途中まで使用されている状態を示している。追加の排他テーブル 130-1 の位置は、最初の排他テーブル 130-0 からポイントされる仕組としてある。

5 [排他方法]

排他の順序は、デッドロックの発生と密接に関係する。アクセスの種類によって、排他の順序が異なっていると、そのことにより、デッドロックの発生する可能性が増大するので、アクセスの種類が異なっていても、同じ順序で排他する必要がある。検索系のアクセスの場合は、排他は必要ないため、ここでは除外する。更新系（追加、
10 挿入、更新、削除）のアクセスの場合に関して述べる。

排他は、ロケーション・テーブル→ブロック→（代替キー・ロケーション・テーブル）→代替キー・ブロックという順序で行うこととする。代替キー・ロケーション・テーブルは、使用する方法と使用しない方法とがあるために括弧をつけてあるが、代替キー・ロケーション・テーブルを使用する場合には、代替キー・ロケーション・テーブルの排他を必ず実施する。排他の対象を、ここで例えば、ロケーション・テーブルとしてあるが、これはロケーション・テーブル全体ではなく、対象となるエントリーのみである。
15

ロケーション・テーブル及び、代替キー・テーブル、代替キー・ロケーション・テーブルに対して、バイナリー・サーチで目的のエントリーを検索する際に、バイナリ
20 ー・サーチの途中で、排他されているエントリーや代替キー・ブロックが 2 分割点に該当する場合が発生するが、この場合は、排他を無視してバイナリー・サーチを続行する。

[主キーでのアクセスの場合の排他方法]

25 主キーでのアクセスは、まず、ロケーション・テーブルに対してバイナリー・サーチを行って、ロケーション・テーブルのエントリーを検索する。エントリーが検索できたら、そのエントリーが指しているブロックのアクセスを行う。このような順序でアクセスが実行されるので、排他はロケーション・テーブル→ブロックの順序となる。ロケーション・テーブルを排他するのは、ロケーション・テーブルのエントリーに対
30 して更新が行われる可能性があるからである。

プライマリー・ブロックにオーバーフロー・ブロックが連結されている場合には、オーバーフロー・ブロックも同時に排他対象とする。これは、レコードの追加・挿入の場合には、レコードの移動が行われて、オーバーフロー・ブロックに対するアクセスが発生する可能性があること、更新の場合でも、レコード長が変更になると、同様

に、オーバーフロー・ブロックに対するアクセスが発生する可能性があること、からである。レコードの更新によって代替キーが変更された場合には、その代替キーに対する代替キー・テーブルの該当するエントリーを更新する。これは、代替キー・ロケーション・テーブルを使用しない形態の場合には、代替キー・テーブルの該当する代替キー・ブロック及び、その代替キー・ブロックに連結されている代替キー・オーバーフロー・ブロックを排他することになり、代替キー・ロケーション・テーブルを使用する形態の場合には、まず、代替キー・ロケーション・テーブルの排他を行い、次に該当する代替キー・ブロック及び、その代替キー・ブロックに連結されている代替キー・オーバーフロー・ブロックを排他することになる。

10 これは、ロケーション・テーブル→ブロック→(代替キー・ロケーション・テーブル)→代替キー・ブロック、という排他順序となる。

[代替キーの場合の排他方法]

代替キーでのアクセスの場合は、次のようになる。

15 代替キー・ロケーション・テーブルを使用しない形態の場合、まず、代替キー・テーブルをバイナリー・サーチし、ターゲット・代替キー値を持つエントリーが含まれる代替キー・ブロックを検索する。代替キー・ロケーション・テーブルを使用する形態の場合には、まず、代替キー・ロケーション・テーブルをバイナリー・サーチで検索し、ターゲット・キー値が含まれるエントリーを検索し、そのエントリーが指している代替キー・ブロック内の代替キー・ブロック・エントリーを検索する。ここまで検索は、排他を掛けずに実行する。排他しないことによる問題は、何ら発生しない。目的の代替キー・ブロック・エントリーが見つかったら、今度は、そのエントリーの情報により、ロケーション・テーブルの検索を行うことになる。このロケーション・テーブルの検索は、既述したように、代替キー・ブロック・エントリーの形式によつて異なる。

25 目的の主キー値を持つロケーション・テーブルのエントリーが検索できたら、そのロケーション・テーブル・エントリーを排他する。その後、そのロケーション・テーブル・エントリーが指しているブロック及びオーバーフロー・ブロックの排他を行い、ブロック内のレコード検索を行う。レコードが検出できて、レコードの更新が行われた場合に、代替キー値が変更になった場合は、主キー値で検索を行う場合と同様である。

30 このように排他を実行することで、排他順序は、ロケーション・テーブル→ブロック→(代替キー・ロケーション・テーブル)→代替キー・ブロック、となる。

代替キー・テーブルの形式の項で述べたように、代替キーのエントリーに、ロックのアドレスを保持している場合、代替キー・ロックのエントリーが見つかると、そのエントリーにロックのアドレスが保持されているため、ロケーション・テーブルを経ずにロックへアクセスを行うことになる。このため、排他の順序が逆（ロック→ロケーション・テーブル）になってしまふ。このため、代替キー・テーブルのエントリーにロック・アドレスを保持する方法はデッド・ロックの観点から好ましくない。

[データ・バックアップ・リカバリ方式との連携]

本発明の再編成を、本発明者が提案した、「データ・バックアップ・リカバリ方式（特願 2001-094678 号）」に適用する場合の方式に関して図 17 及び図 18 を参照して説明する。

図 17 は、本第 1 ないし代替キーに係る発明が適用されるデータ・バックアップ・リカバリ方式において、同期密結合方式を採用した場合の動作を説明するためのフローチャートである。

図 18 は、本第 1 ないし代替キーに係る発明が適用されるデータ・バックアップ・リカバリ方式において、非同期疎結合方式を採用した場合の動作を説明するためのフローチャートである。

この「データ・バックアップ・リカバリ方式」では、図 17 及び図 18 に示すように、データの検索・更新を行うためのプライマリー・システム 1 と、そのデータをバックアップしておくセカンダリー・システム 2 とから構成されている。なお、プライマリー・システム 1 には、図 17 及び図 18 に示すように、バックアップ制御機構 104 が設けられている。また、セカンダリー・システム 2 も、図 1、図 2、図 9、あるいは、図 9 に示すような、ロケーション・テーブル、代替キー・テーブル、あるいは、代替キー・ロケーション・テーブルを備えており、上述と同様の符号を用い、これにシステム番号を付加して説明することにする。プライマリー・システムのシステム番号を 1、セカンダリー・システムのシステム番号を 2 とする。

図 17 に示す方式では、プライマリー・システム 1 のデータに変更が加えられるたびに、セカンダリー・システム 2 に対して変更通知を出し、セカンダリー・システム 2 のデータを変更する、という仕組みを採用している。

ここで、上記方式において使われるログについて説明すると、データの変更内容を含むログが、A ログである。トランザクション・キャンセル時に、データを元に戻すためのログが、B ログである。B ログは、データを一定の過去の状態に戻せるような目的も有している。トランザクションのデータが T ログである。プログラム・エラー

によって、データが誤った更新をされた場合に、Bログを用いてプログラムが異常になる直前までデータを復元し、正常なプログラムに入れ替えた後、Tログを使用して、データを正常化する、ということが可能となっている。また、セカンダリー・システム2は必要に応じて、1つ以上設けることが可能である。

5 上述した「データ・バックアップ・リカバリー方式」では、セカンダリー・システム2にAログが送信されると、プライマリー・システム1と同期を取ってデータ更新を行う同期密結合方式と、セカンダリー・システム2では同期をとらず、遅れてデータの更新を行う非同期疎結合方式の2通りが考案されている。

10 [同期密結合方式と非同期疎結合方式の採用のポイント]

同期密結合方式と非同期疎結合方式の採用のポイントについて説明する。周知のとおり、光の速度は、約 $300,000$ [km/秒] である。これに基づいてデータ伝送時間について計算すると、以下のようになる。伝送距離が 300 [m] のときには 1 [μ s] の伝送時間がかかり、伝送距離が 30 [m] のときには 100 [n s] の15 伝送時間がかかり、さらに、 3 [m] のときには 10 [n s] 伝送時間がかかることになる。

20 また、データの伝送速度に関しては、次の様な計算が成り立つ。 1 [Gビット/s] の伝送スピードを持つ機器上で、 1 [Kバイト] のデータを伝送するための時間は、 1 [Gビット/s] $\div 100$ [Mバイト/s] として計算すると、 10 [μ 秒] が必要となる。

同期密結合方式の場合には、距離に比例した伝送遅延と、データ量に比例した、伝送時間が必要となる。このため、これらの時間が必要なことを前提にして、方式を採用することが必要である。

25 <再編成をトランザクションとして扱う>

前述したように、本再編成は、一時点で、1個から数十個のブロックや代替キー・ブロック等を対象として再編成を実施するのであり、この再編成は、見かけ上、通常のデータ処理のトランザクションとして扱うことになっている。

30 上述した国内優先「特願 2001-094678 「データ・バックアップ・リカバリー方式」では、トランザクション単位でバックアップを実施し、リカバリーに関しても、トランザクションが完了しているか否かによって、リカバリーの範囲を決定している。

本再編成は、一つのトランザクションとして実施することにより、上記「データ・バックアップ・リカバリー方式」との矛盾が生じないよう、工夫されている。

[同期密結合方式に有利なAログ再編成方式]

まず、同期密結合方式の場合に有効な、Aログ再編成方式関して説明を行う。本発明の再編成を実施する場合には、プライマリー・システム1とセカンダリー・システム2が、同時に再編成を実施する。例えば、プライマリー・システム1で、ロケーション・テーブルのエントリー「1 2 3」に対して再編成を実行する場合には、セカンダリー・システム2の総てで、セカンダリー・ロケーション・テーブルのエントリー「1 2 3」の再編成を実施する。この場合に、セカンダリー・システム2は、プライマリー・システム1から送信されるAログを用いてセカンダリー・システム2のデータ更新を行う方法である。

まず、主キーに係る発明の実施の形態に係るデータベースの再編成システムを「データ・バックアップ・リカバリ方式」に適用し、ロケーション・テーブルとプロックの再編成の場合に関して説明する。

再編成の方式は既に詳細に説明しており、これはセカンダリー・システム2でも同様であるので簡単な説明とし、プライマリー・システム1とセカンダリー・システム2の連携に関する部分を重点的に説明する。本説明では、セカンダリー・システムが1台の場合に関して説明を行うが、複数台の場合も同様となる。セカンダリー・システムのシステム番号を「2」とする。

次に、以前の説明で用いた、図3と図17を使用して以下にプライマリー・システムとセカンダリー・システムの動作を説明する。

この図3及び図17において、再編成を実施するためには、その旨をプライマリー・システム1からセカンダリー・システム2に対して通知するログが必要となる。これをRS情報とする。これは、再編成をスタートするという情報であり、どのキー（ロケーション・テーブルまたは代替キー・テーブル）に対する再編成であるかの情報の他に、適正な初期格納率等の情報を含んでいる。この場合の再編成対象は、ロケーション・テーブルである。

図17では、再編成トランザクション[1]の処理に入り（図17のS301）、プライマリー・システム1からセカンダリー・システム2に対して、最初にRS情報の送信を行っている（図17のS302）。

セカンダリー・システム2では、RS情報を受信後（図17のS401）は、再編成ポインターRPLC2、RPLN2の作成と、新規ロケーション・テーブルLN2の領域を確保する（図17のS402）。再編成ポインターRPLC2の初期値は新規ロケーション・テーブルLC2の先頭アドレス、新規再編成ポインターRPLN2の初期値は新規ロケーション・テーブルLN2の先頭アドレスである。それらが完了したら、セカンダリー・システム2は、RS-ACK2情報をプライマリー・システ

ム1に対して送信する（図17のS403）。

プライマリー・システム1では、RS-ACK2情報を受信した後に（図17のS303）、具体的な再編作業を開始することになる。

以上の一連の動作は、プライマリー・システム1及びセカンダリー・システム2ではトランザクションとする。図17では、再編成トランザクション[1]として、通常のトランザクションと区別できるようにしているが、実際にトランザクションの種類を分ける必要はなく、通常のトランザクションと同様に扱うことが可能である。

図17では、プライマリー・システム1において、次に通常のトランザクション[2]の処理が実行されている（図17のS304）。次に、プライマリー・システム1において、再編成トランザクション[3]が実行される（図17のS305）。プライマリー・システム1では、図3に示すように、ロケーション・テーブルLC1、LN1と、必要に応じてブロック10を参照し、1回目の再編成の範囲を決定する。例えば、ブロック10のブロック番号「0」、ブロック10のブロック「1」とそのオーバーフロー・ブロック13のブロック番号「1-2」、そのオーバーフロー・ブロック14のブロック番号「1-3」が対象となったとする。この場合、RSES情報で、ブロック10のブロック番号「0」、「1」、オーバーフロー・ブロック13、14のブロック番号「1-2」、「1-3」を排他すること、それらのブロックを1回目の再編成の対象として再編成を実行することをプライマリー・システム1からセカンダリー・システム2に通知し（図17のS306）、プライマリー・システム1でブロック10のブロック番号「0」、「1」、オーバーフロー・ブロック13、14のブロック番号「1-2」、「1-3」の排他を実行する。

セカンダリー・システム2では、RSESを受信したら（図17のS404）、再編成が実行できないような特別の場合を除いて、直ちに、ブロックのブロック番号「0」、「1」、オーバーフロー・ブロックのブロック番号「1-2」、「1-3」の排他を実行する（図17のS405）。その後、セカンダリー・システム2は、排他完了通知であるRSES-ACK2情報をプライマリー・システム1に送信する（図17のS406）。

プライマリー・システム1では、その後、ブロック10のブロック番号「0」、「1」、「1-2」、「1-3」の再編成を実行する。その結果として、ロケーション・テーブルLNのエントリー、及び、ブロック10のブロック番号「0」、「1」、オーバーフロー・ブロック13、14のブロック番号「1-2」、「1-3」に変更が発生するが、その変更をAログとしてセカンダリー・システム2に送信する（図17のS307～S311）。これは、通常のレコード更新に伴う、Aログと論理的には同じものであるので、セカンダリー・システム2では、Aログを受信した後、そのAログを該当す

る、エントリーとブロックに適用する（図17のS407～S410）。

Aログの適用に当たっては、次の様にする。すなわち、Aログには、ロケーション・テーブルのどのエントリーのものか、どのブロックのものかを識別するために、ブロック番号を通知する。ブロック番号の通知は、プライマリー・ブロックに対して、オーバーフロー・ブロックが連結されている場合に、それらを一体として作業する場合には、プライマリー・ブロックと、それに連結されているオーバーフロー・ブロック全体の更新後の情報をAログとして送信する方法を採用することが可能であるが、この場合には、送信するデータ量が多くなるため、何番目のオーバーフロー・ブロックに対するログであるかの識別番号を併せて送信することで、送信データ量を削減することができる。この他、プライマリー・ブロックとそれに連結されているオーバーフロー・ブロック全体を一体としてみなした上で、更新があった部分のみを抜き出して、変位と長さ、更新後データという形式で送信することも可能である。

<ロジック送信方式>

更に、次的方式も有効である。再編成の場合には、ブロック全体としては変化があるが、レコードの内容は変化しない。特に、フラグメンテーションの解消や、適正な初期格納率の確保を行う場合には、レコードをブロック内やブロック間で移動することが多くなるが、この場合、移動するロジックそのものを、L（論理）ログとして送信することにより、送信データ量を大きく削減できる。ロジックの例としては、オーバーフロー・ブロック内の全レコードは、1500バイト右に移動し、その後、プライマリー・ブロック内の91番目以降のレコードを、オーバーフロー・ブロックに移動する、といったものである。

セカンダリー・システム2では、このLログに基づき、当該ブロックに対して、その論理を適用して操作を行う（図17のS405）。

送信量について考察すると、ブロックの大きさが16[Kバイト]であったとして、プライマリー・ブロック1の内部には150[バイト]のレコードが100[個]入っており、オーバーフロー・ブロックには同じく150[バイト]のレコードが80[個]入っていた場合、Aログで更新後情報をそのまま送信すると、 $150 \times 90 = 13500$ [バイト]の送信の他に、ブロックの情報の送信が必要となる。

一方、ロジックの送信では、概ね、1000[バイト]以内の送信量で済むと考えられる。また、ロジックはコンパイルが必要なものは実行が面倒になるため、インターフリターなどすぐに実行できる形式のものが好ましい。

また、当然のことながら、このロジックは、その時点の再編成分に適用するだけのもので、1回の適用が完了したら廃棄する。

<データ・バックアップ・リカバリー方式にロジック転送を適用>

このロジックを転送する方式は、上記「データ・バックアップ・リカバリー方式」に適用することも可能である。データ・バックアップ・リカバリー方式では、変更後の5 ブロックの内容そのもの、または、変更分をセカンダリー・システムに送信する方式を採用しているが、レコードが挿入された場合には、複数のレコードがブロック内で移動することになる。レコード自体には変更は無いため、Aログの送信を行い、セカンダリー・システムで、送信されたロジックに基づき、当該ブロック内のレコードの操作を行う。

また、ロケーション・テーブルとブロックの再編成の項で述べたように、ブロックの再編成を行うと、代替キー・テーブルのエントリーの形式によって、代替キー・テーブルに対する更新が発生する場合があるので、それも同様にAログとして送信する。

さて、再編成を行っている場合には、Aログとして送信される情報が、現用の新規15 ロケーション・テーブルLC1のものであるか、新規ロケーション・テーブルLN2のものであるかを識別する必要がある。そうしないと、誤った更新を行ってしまうからである。これを防止するためには、Aログ中に、対象が現用ロケーション・テーブルLC2であるか、新規ロケーション・テーブルLN2であるかの識別を保持する。

これにより、誤った更新を防止できる。また、Aログには、再編成ポインターを含める必要がある。再編成ポインターは、再編成の進捗を知る上で重要であるが、セカ20 ンダリー・システム2を参照用のシステムとして使用している場合には、再編成ポインターが無い場合は動作ができなくなってしまうからである。

プライマリー・システム1では、ブロック10のブロック番号「0」、「1」、「1-2」、「1-3」の再編成を行い（図17のS304）、ブロックが完成する都度、ブロックとロケーション・テーブルの変更後の内容をAログとして、セカンダリー・システムに送信する（図17のS308～S3311）。セカンダリー・システム2では、Aログを受信すると（図17のS407～S3410）、その情報に従って、新規ロケーション・テーブルLN2とブロックを書き換える（図17のS405）。

プライマリー・システム1で、ブロック10のブロック番号「0」、「1」、オーバー30 フロー・ブロック13、14のブロック番号「1-2」、「1-3」の再編成が完了したら、当該ブロックの排他を解除し、RSEE情報をセカンダリー・システムに送信する（図17のS312）。セカンダリー・システム2では、RSEE情報を受信し（図17のS411）、かつ、ブロックのブロック番号「0」、「1」、オーバーフロー・ブロックのブロック番号「1-2」、「1-3」に対する処理が完了した後、当該ブロックの排他を解除し、RSEE-ACK2情報をプライマリー・システム1に送

信する（図17のS412）。

このようにして、順次、プライマリー・システム1で再編成を行いながら、Aログをセカンダリー・システム2に送信し、セカンダリー・システム2では直ちに該当するロック等の更新を行うことにより、プライマリー・システム1とセカンダリー・

5 システム2を同期しながら、同時に再編成を行うことが可能となる。

順次、再編成を実行し、現用ロケーション・テーブルLCの最終ポインターが指すエントリーの直前まで再編成が完了したら、ロケーション・テーブルとロック全体の再編成が完了したことになる。

10 次に、本第2又は第3の発明を「データ・バックアップリカバリー方式」に適用した場合について説明する。

まず、代替キー・テーブルの再編成について図18を参照して説明する。すなわち、代替キー・テーブルの再編成であるが、ロケーション・テーブルとロックの再編成で述べたように、一時点再編成の対象とする代替キー・ロックと代替キー・オーバーフロー・ロックを決定し、その情報をプライマリー・システム1からセカンダリー・システム2に送信する。その後、再編成によって更新されたデータを、Aログとして、プライマリー・システム1からセカンダリー・システム2に送信し、セカンダリー・システム2では、その情報に基づき該当する代替キー・ロックと、代替キー・ロケーション・テーブルを使用する場合には、代替キー・ロケーション・テーブルの更新を行う。

代替キー・テーブルの再編の場合にも、AログではなくLログを送信することにより、伝送量を削減することが可能である。

[非同期疎結合方式に有利な併行再編成方式の場合]

次に非同期疎結合方式の場合について説明する。非同期疎結合方式の場合にもAログ更新方式を使用することは可能であるが、実際には伝送路の距離による遅延が発生する他、伝送路の容量の大きさによってもAログ送信の遅延が発生する可能性があるために、セカンダリー・システムでの更新が遅延する可能性が大きい。

非同期疎結合方式の場合に有効な、併行再編成方式について説明を、図18を参照して行う。本発明の再編成を実施する場合には、図18に示すように、プライマリー・システム1とセカンダリー・システム2が、同時に再編成を実施する。例えば、プライマリー・システム1で、ロケーション・テーブルのエンタリー「123」に対して再編成を実行する場合には、セカンダリー・システム2の総てで、セカンダリー・ロケーション・テーブルのエンタリー「123」の再編成を実施する。つまり、プライマリー・システム1とセカンダリー・システム2が個別でありながら全く同一の動作

を行う。これは、セカンダリー・システム2が複数ある場合には、そのすべてのセカンダリー・システム2が、プライマリー・システム1と同時に再編成を実行する、ということである。

再編成を実施するためには、その旨をプライマリー・システム1からセカンダリー・システム2に対して通知するログが必要となる。これをRS情報とする。このRS情報は、再編成をスタートするという情報であり、どのキー(ロケーション・テーブルまたは代替キー・テーブル)に対する再編成であるかの情報の他に、適正な初期格納率等の情報を含んでいる。この場合の再編成対象は、ロケーション・テーブルである。プライマリー・システム1は、このRS情報をセカンダリー・システム2に送信する(図18のS501)。

セカンダリー・システム2では、RS情報を受信後(図18のS601)は、再編成ボイシターRPL2、RPLN2の作成と、新規ロケーション・テーブルLN2の領域を確保する(図18のS602)。セカンダリー・システム2では、それらが完了したら、RS-ACK2情報をプライマリー・システム1に対して送信する(図18のS603)。

プライマリー・システム1では、RS-ACK2情報を受信した後に(図18のS502)、具体的な再編作業を開始することになる。

プライマリー・システム1では、ロケーション・テーブルと、必要に応じてプロックを参照し、1回目の再編成の範囲を決定する。プライマリー・システム1では、例えば、ロックのロック番号「0」、「1」と、そのオーバーフロー・ロックのロック番号「1-2」、「1-3」が対象となったとする。この場合、RSESログで、ロックのロック番号「0」、「1」と、そのオーバーフロー・ロックのロック番号「1-2」、「1-3」を排他すること、それらのロックを1回目の再編成の対象として再編成を実行することを、RSES情報によりプライマリー・システム1からセカンダリー・システム2に通知する(図18のS503)。

セカンダリー・システム2では、RSESを受信したら(図18のS604)、再編成が実行できないような特別の場合を除いて、RSES-ACK2をプライマリー・システムに送信する(図18のS605)。その後(図18のS605)、セカンダリー・システム2は、オーバーフロー・ロックの解消、フラグメンテーションの解消、適正な初期格納率の確保を、プライマリー・システムと同じロジックで実行する(図18のS606)。また、プライマリー・システム1は、排他を解除したときには、排他解除通知としてRSEE情報をセカンダリー・システム2に送信する(図18のS504)。

セカンダリー・システム2では、ブロックのブロック番号「0」、「1」、ブロック番号「1」に連結しているオーバーフロー・ブロックのブロック番号「1-2」、「1-3」の再編成をし(図18のS606)、それが完了したら、排他解除完了通知としてRSEE-ACK2情報をプライマリー・システム1へ送信する(図18のS607)。

プライマリー・システム1とセカンダリー・システム2は同期していないので、セカンダリー・システム2で、ブロックのブロック番号「0」、「1」、そのブロック番号「1」に連結されているオーバーフロー・ブロックのブロック番号「1-2」、「1-3」の再編成が完了していなくとも、次のブロックに対する再編成の指示をセカンダリー・システムに送信することができる。

次に、代替キー・テーブルの再編成について説明する。すなわち、代替キー・テーブルの再編成であるが、ロケーション・テーブルとブロックの再編成で述べたように、一時点で再編成の対象とする代替キー・ブロックと代替キー・オーバーフロー・ブロックを決定し、その情報をプライマリー・システムからセカンダリー・システムに送信する。その後、セカンダリー・システムでは再編成を実施し、一時点で再編成の対象となった代替キー・ブロックの再編成が完了したら、セカンダリー・システムからプライマリー・システムに対してRSEE情報を送信する。

20 [リカバリー方式]

リカバリーは、同期密結合方式のセカンダリー・システムから実行することが好ましい。何故ならば、非同期疎結合方式の場合は、距離が離れており、伝送路に十分な容量が無いためにリカバリーに時間が掛かる可能性があるからである。リカバリーの要求が発生した場合は、まず、現在のトランザクションがプライマリー・システムで完了しているか否かを確認する。プライマリー・システムで完了している場合には、セカンダリー・システムでもそのバックアップ・トランザクションを完了させる。プライマリー・システムでトランザクションが完了しておらず、キャンセルされた場合は、セカンダリー・システムでは、当該バックアップ・トランザクションに関するBログを用いて、セカンダリー・システムのデータを、トランザクションの実行前に戻す。

その後、プライマリー・システムから要求された、ロケーション・テーブルのエンタリー、ブロック(プライマリー・ブロックとオーバーフロー・ブロック)、代替キー・ロケーション・テーブル・エンタリー、代替キー・ブロック、代替キー・オーバーフロー・ブロックの何れか、または、すべてを、セカンダリー・システムからプラ

イマリー・システムへ送信する。

プライマリー・システムでは、セカンダリー・システムから送信されてきた情報に基づいてデータの修復を行う。データの修復は、ハードウェアのトラブルの場合と、単なる情報の欠如の場合で異なる。

5 ハードウェアのトラブルの場合は、プライマリー・システムでは元のデータがあつた場所に情報を書き戻すことが不可能であるので、新たな格納領域にリカバリーすべき対象の領域を確保する。例えば、ロケーション・テーブルの一部のエントリーの格納領域が破壊された場合には、その部分だけを新たに確保して、不連続ロケーション・テーブルとして使用することも可能であるし、ロケーション・テーブル全体に対して新たに領域を確保し、連続領域のロケーション・テーブルとすることも可能である。
10 ロケーション・テーブルは、ロックのアドレスを保有しているが、ロック自身がリカバリーの対象になっていない場合は、エントリー情報の変更は発生しない。

ロックの場合は、当該ロックに対する領域を確保して、セカンダリー・システムから送信されたリカバリー情報に基づいて、ロックに書き込んでいけばよい。ただし、この場合は、該当ロックのアドレスが変更されるため、ロケーション・テーブルの該当エントリーのロック・アドレスを書き換える必要がある。更に、代替キー・エントリーにロック・アドレスを保有する場合には、該当する代替キー・エントリーの書き換えが必要となり、リカバリーの時間が掛かることになる。このため、代替キー・エントリーの形式を選択するには、このような面からの検討も必要である。

20

[付記]

なお、データベース・システムとしては、次のようにしてもよい。すなわち、コンピューターにおけるデータおよびデータベース・システムにおいて、代替キーと該当レコードが格納されているロック番号と該当レコードの主キーとからなるエントリーを複数格納可能とするとともに、予め同一大きさで必要数を連続して確保できる代替キー・ロックを使用し、前記代替キー・ロックの記憶装置内での位置を管理するため、前記代替キー・ロックに付与した番号と前記記憶装置内の物理的位置を対応させた代替キー・ロケーション・テーブルとを用い、前記キー・ロックに代替キー・エントリーを代替キーの順番で格納するとともに、前記代替キー・ロックに格納できなくなったときに、新たな代替キー・オーバーフロー・ロックを割り当てて代替キー・エントリーを格納し、かつ、前記代替キー・ロケーション・テーブルにより前記代替キー・ロックの前記記憶装置内での位置管理を行うことを特徴とするデータおよびデータベース・システムであって、データを代替キーで検索するときは、この代替キー・ロケーション・テーブルを検索することにより、目的の代替キー値を

持つエントリーを検出し、そのエントリーから目的のレコードが格納されているブロックを知り、そのブロック中の当該レコードの検索を行うことができる。

[セカンダリー・システムの再編成を同期させない]

以上では、「バックアップ・リカバリー方式」との連携を、プライマリー・システムとセカンダリー・システムを同期して、再編成を実行する方式を示した。

一方、プライマリー・システムとセカンダリー・システムを同期せずに、再編成を実行することが可能である。この方式に関して、以下で説明する。

「バックアップ・リカバリー方式」では、プライマリー・システムから、セカンダリー・システムに対して、Aログを送信することにより、どのレコードがどのように変更されたかが分かり、Aログに基づいてセカンダリー・システムの情報を変更する、としている。また、「バックアップ・リカバリー方式」では、「更新後のデータの内容(Aログ)と更新内容(更新、追加、削除の区別)、ファイル識別の他、データが格納されているブロック番号、ブロック内レコード先頭アドレスを付加することが好ましい。このデータを送信することにより、セカンダリー・システム2に書き込む時の位置検出が早くなる。」としている。

レコードには、主キーが含まれているので、レコードの内容があれば、どのレコードが対象になっているかを識別することは可能であるが、高速化のためには、ブロック番号やブロック内変位を含むことが好ましい、ということである。

ここで、Aログとして、レコードの内容と更新内容のみを送信した場合は、セカンダリー・システムでは、どのブロックが対象になるか、すぐには判別できず、通常のアクセスと同様に、ロケーション・テーブルをバイナリー・サーチして対象のブロックを求める必要がある。ということは、セカンダリー・システムで、ロケーション・テーブルのバイナリー・サーチを行うことにより、バックアップによる変更を行うレコードの格納位置を知ることができるということである。

また、以上で述べてきた再編成では、再編成がロケーション・テーブルのどの位置まで進行していても、再編成ポインターを用いることにより、現用ロケーション・テーブル、新規ロケーション・テーブルの何れを使用するかを判定でき、それによって確実にレコードの検索を始めとするアクセスが可能であることを示した。

よって、プライマリー・システムとセカンダリー・システムとの再編成が全く同期しない状況であっても、バックアップの取得が可能である。

より具体的に、図21を用いて説明する。図21は、プライマリー・システムでは、現用ロケーション・テーブルのエントリー3まで、新規ロケーション・テーブルではエントリー6までがの再編成が終了している状況を示している。一方、セカンダリー・システムでは、現用ロケーション・テーブルのエントリー1まで、新規ロケーシ

ヨン・テーブルのエントリー3までの再編成が終了している状況を示している。このような場合に、現用ロケーション・テーブルのエントリー1までと、エントリー4以降のエントリーによって管理されているロックに対するバックアップであれば、問題なく実行できることが分かる。しかしながら、現用ロケーション・テーブルのエントリー2、3（実際には、新規ロケーション・テーブルのエントリー4、5、6）に対するバックアップは、プライマリー・システムでは再編成が終了しているのにも拘らず、セカンダリー・システムでは終了していない。

この状態で、ロック3に格納されているレコードに変更があったとする。このロックは、プライマリー・システムでは、新規ロケーション・テーブルのエントリー10 6によって管理されており、新しいロック番号は6となっている。一方、セカンダリー・システムでは、現用ロケーション・テーブルによって管理されており、ロック番号は3のままである。この場合、ロック番号は対応しないので、ロック番号を送信しても意味がない。レコードの内容と変更区分をプライマリー・システムから送信する。この場合、レコードの更新とする。セカンダリー・システムでは、レコードに含まれる主キーに基づいてロケーション・テーブルのバイナリーサーチを行う。この場合は、再編成ポインターより大きいので、現用ロケーション・テーブルを対象にして行う。そして、ロック3の中のレコードであることを判別し、ロック3の中の当該レコードを更新する。このように、セカンダリー・システムの再編成ポインターより、主キー値が大きいか小さいかにより、何れのロケーション・テーブルを使用するかを判定し、バイナリーサーチを行うことにより、バックアップが確実に行える。

以上の説明は、ロケーション・テーブルとロックの場合であるが、代替キー・ロケーション・テーブルと代替キー・ロックの場合も、全く同様に、プライマリー・システムとセカンダリー・システムを同期させずにバックアップの取得が可能である。これを拡張すると、プライマリー・システムのみを再編成し、セカンダリー・システムの再編を同時期には行わず、別の時期にセカンダリー・システムの再編成を実施することも可能である。

この方式の利点は、プライマリー・システムとセカンダリー・システムの同期をとる必要が無いので、タイミングを取るためにオーバーヘッドが削減できることである。また、プライマリー・システムにおいて、ロックの書き換えを行っている最中に、プライマリー・システムに障害が発生した場合に、リカバリーが容易に行えることも挙げられる。

次にリカバリーに関してであるが、上記のように、プライマリー・システムとセカ

ンダリー・システムを同期させずにバックアップの取得をした場合に、ロックや代替キー・ロックの構成がプライマリー・システムとセカンダリー・システムの間で異なっていることが容易に想像される。

このような状態であっても、リカバリーは可能である。特定の範囲のロケーション・テーブルが失われた場合は、前後のロケーション・テーブルを読むことにより、失われたロケーション・テーブルの主キー値の範囲が分かる。その範囲のロケーション・テーブルとロックを、セカンダリー・システムから読み込んで、プライマリー・システムに再生することにより、リカバリーが可能となる。これは代替キー・ロケーション・テーブルにおいても同様である。

特定の範囲のロックが失われた場合も、上記と全く同様に、失われた範囲を特定し、その範囲のロケーション・テーブルとロックを、セカンダリー・システムから読み込んで、プライマリー・システムで再生することにより可能である。これは代替キー・ロケーション・テーブルにおいても同様である。

15 発明の効果

本発明の効果は以下に記載するようなものが挙げられる。

現用のロケーション・テーブルと新規のロケーション・テーブルを用意し、単位処理時点で1個又は複数のロックを対象とし、時間現用のロケーション・テーブルのエントリーを新規のロケーション・テーブルに順次書き移してゆくので、システムの運用を停止することなく再編成を行うことができる。

再編成を実施する場合に必要になる領域は、新規ロケーション・テーブルのみであるので、従来のシステムに比較して、はるかに小さな領域を用意するだけで再編成が可能となる。

再編成では、オーバーフロー・ロックの解消、フラグメントーションの解消、適正な初期格納率の確保の3つが同時に見える。

現用のロケーション・テーブル及び新規のロケーション・テーブルにそれぞれ再編成ポインターを設け、各再編成ポインターに対して、単位処理時点で一個または複数個のロックを対象として順次前記再編成処理が終了した位置を格納することにより、再編成をしている最中に、レコードを主キーで検索する場合には、目的の主キー値が再編成ポインターの指しているエントリーのプライマリー・ロック及びオーバーフロー・ロックに含まれるレコードの主キー値より大きいか小さいかを比較し、目的の主キー値が、再編成ポインターが指しているロックに格納されているレコードの主キー値以上と判断されたときには現用のロケーション・テーブルを使用して目的のレコードを検索し、主キー値未満と判断されたときには新規のロケーション・テーブルを使用して目的のレコードを検索するので、再編成中でも目的のレコードを確実に検索することができる。同様に、レコードの更新、追加、削除を行うことが可能である。

40 再編成ポインターを使用しているため、再編成を隨時、中断し、再開することが可能

である。このため、再編成の実施に当って、予め、再編成のための時間を予定することなく、再編成を実施することが可能となる。

現用代替キー・テーブル及び現用代替キー・テーブルにそれぞれ再編成ポインターを設け、各再編成ポインターに対して、単位処理時点で一個または複数個のブロックを対象として順次前記再編成処理が終了した位置を格納することにより、再編成をしている最中に、レコードを、代替キーで検索する場合に、目的の代替キー値が再編成ポインターの指しているエントリーの代替キー・ブロックに含まれるエントリーの代替キー値より大きいか小さいかを比較し、目的の代替キー値が再編成ポインターの指している代替キー・ブロックに格納されているエントリーの代替キー値以上と判断されたときには現用代替キー・テーブルを使用して目的のエントリーを検索し、前記エントリーの代替キー値未満と判断されたときには現用代替キー・テーブルを使用して目的のレコードを検索するので、再編成中でも目的のレコードを確実に検索することができる。

現用代替キー・ロケーション・テーブル及び新規の代替キー・ロケーション・テーブルにそれぞれ再編成ポインターを設け、前記各再編成ポインターに単位処理時点での再編成が終わっている位置を格納することにより再編成をしている最中に、レコードを、再編成を行っている代替キーで検索する場合には、目的の代替キー値が再編成ポインターの指しているエントリーの代替キー・ブロックに含まれるエントリーの代替キー値より大きいか小さいかを比較し、目的の代替キー値が再編成ポインターの指している代替キー・ブロックに格納されているエントリーの代替キー値以上と判断されたときには現用代替キー・ロケーション・テーブルを使用して目的のレコードを検索し、前記エントリーの代替キー値未満と判断されたときには新規の代替キー・ロケーション・テーブルを使用して目的のレコードを検索するので、再編成中でも目的のレコードを確実に検索することができる。同様に、レコードの更新、追加、削除を行うことが可能である。

再編成が、レコードを更新・追加・削除するのと同様なトランザクション処理として実行できることと、ロケーション・テーブル、ブロック、代替キー・ロケーション・テーブル、代替キー・ブロックの排他順序が一定していることにより、デッドロックが発生しにくい。

特開2001-356945「データ・バックアップ・リカバリー方式」に記述した、バックアップ・リカバリーが、本発明の再編成と連動して実施できるため、データの保全に万全が期せる。

請求の範囲

1.

主キーを含むデータ項目を持つデータレコードと、
データレコードを主キーの順に格納するプライマリー・ロックと、
プライマリー・ロックに連結するオーバーフロー・ロックと、
各プライマリー・ロックのアドレスが記載されたエントリーを連続領域に有する
現用のロケーション・テーブルと新規のロケーション・テーブルとを備え
現用のロケーション・テーブルのエントリーを新規のロケーション・テーブルに順
次、書き移して行き、オーバーフロー・ロックがある場合、連結を切り離し、プラ
10 ライマリー・ロックに対応する新規のエントリーを作成し、新規のエントリーを新規
のロケーション・テーブルに追加することを特徴とする、データベースの再編成シス
テム。

2.

15 主キーを含むデータ項目を持つデータレコードと、
データレコードを主キーの順に格納するプライマリー・ロックと、
各プライマリー・ロックのアドレスが記載されたエントリーを連続領域に有する
現用のロケーション・テーブルと、
データベースの再編成指令を受けると、現用のロケーション・テーブルに加えて新
規のロケーション・テーブルを作成する第1の手段と、
20 各プライマリー・ロックについて、現用のロケーション・テーブルのエントリー
を新規のロケーション・テーブルに順次、書き移して行き、プライマリー・ロック
に連結するオーバーフロー・ロックを検出したときには、該オーバーフロー・プロ
ックの連結を切り離し、新規のロケーション・テーブルに新規のエントリーを追加し、
25 新規のプライマリー・ロックとする第2の手段と、
を備えていることを特徴とするデータベースの再編成システム。

3.

30 主キーを含むデータ項目を持つデータレコードと、
データレコードを主キーの順に格納するプライマリー・ロックと、
各プライマリー・ロックのアドレスが記載されたエントリーを連続領域に有する
現用のロケーション・テーブルと、
プライマリー・ロック内の格納率が所定の値の範囲外である場合に前後のプライ
マリー・ロックのレコードを移動してフラグメントーションを解消する手段と、

を備えたことを特徴とするデータベースの再編成システム。

4.

請求項 1 又は 2 記載のデータベースの再編成システムにおいて、

5 現用のロケーション・テーブル及び新規のロケーション・テーブルにそれぞれ再編成ポインターを設け、再編成処理が終了したエントリー位置を各再編成ポインターに格納することを特徴とするデータベースの再編成システム。

5.

10 請求項 1 又は 2 記載のデータベースの再編成システムにおいて、

再編成をしている最中に、レコードを主キーで検索する場合には、検索目的の主キー値が再編成ポインターの指しているエントリーのプライマリー・ロック及びオーバーフロー・ロックに含まれるレコードの主キー値より大きいか小さいかを比較する比較手段と、

15 比較手段により検索目的の主キー値が、再編成ポインターが指しているロックに格納されているレコードの主キー値以上と判断されたときには現用のロケーション・テーブルを使用して目的のレコードを検索し、主キー値未満と判断されたときには新規のロケーション・テーブルを使用して目的のレコードを検索する検索手段と、
20 を備えたことを特徴とするデータベースの再編成システム。

20

6.

主キーと代替キーを含むデータ項目を持つデータレコードと、

データレコードを主キーの順に格納するプライマリー・ロックと、

代替キーと主キーからなる代替キー・エントリーと、

25 代替キー・エントリーを含む代替キー・ロックと、

代替キー・ロックに連結する代替キー・オーバーフロー・ロックと、

代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを連続領域に有する現用の代替キー・ロケーション・テーブルと新規の代替キー・ロケーション・テーブルとを備え、
現用の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを新規の代替キー・ロケー

30 ション・テーブルに順次、書き移して行き、代替キー・オーバーフロー・ロックがある場合、連結を切り離し、代替キー・ロックに対応する新規の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを作成し、新規の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを新規の代替キー・ロケーション・テーブルに追加することを特徴とする、データベースの再編成システム。

7.

主キーと代替キーを含むデータ項目を持つデータレコードと、
データレコードを主キーの順に格納するプライマリー・ブロックと、
代替キーと主キーからなる代替キー・エントリーと、
代替キー・エントリーを含む代替キー・ブロックと、
各代替キー・ブロックのアドレスが記載された代替キー・ロケーション・テーブル・
エントリーを連続領域に有する現用の代替キー・ロケーション・テーブルと、
データベースの再編成指令を受けると、現用の代替キー・ロケーション・テーブル
に加えて新規の代替キー・ロケーション・テーブルを作成する第1の手段と、
各代替キー・ブロックについて、現用の代替キー・ロケーション・テーブル・エン
トリーを新規の代替キー・ロケーション・テーブルに順次、書き移して行き、代替キ
ー・ブロックに連結する代替キー・オーバーフロー・ロックを検出したときには、代
替キー・オーバーフロー・ロックの連結を切り離し、新規の代替キー・ロケーショ
ン・テーブルに新規の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを追加し、新
規の代替キー・ブロックとする第2の手段と、
を備えていることを特徴とする、データベースの再編成システム。

8.

主キーと代替キーを含むデータ項目を持つデータレコードと、
データレコードを主キーの順に格納するプライマリー・ブロックと、
代替キーと主キーからなる代替キー・エントリーと、
代替キー・エントリーを含む代替キー・ブロックと、
代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを連続領域に有する現用の代替キ
ー・ロケーション・テーブルと、
代替キー・ブロック内の格納率が所定の値の範囲外である場合に前後の代替キー・
ブロックのレコードを移動してフラグメントーションを解消する手段と、
を備えたことを特徴とするデータベースの再編成システム。

9.

請求項 6 又は 7 に記載のデータベースの再編成システムにおいて、
現用の代替キー・ロケーション・テーブル及び新規の代替キー・ロケーション・テ
ーブルにそれぞれ再編成ポインターを設け、再編成処理が終了したエントリー位置を
各再編成ポインターに格納することを特徴とするデータベースの再編成システム。

10.

請求項 6 又は 7 に記載のデータベースの再編成システムにおいて、

再編成をしている最中に、レコードを代替キーで検索する場合には、検索目的の代替キー値が再編成ポインターの指しているエントリーの代替キー・ブロックに含まれるエントリーの代替キー値より大きいか小さいかを比較する比較手段と、

比較手段により検索目的の代替キー値が再編成ポインターの指している代替キー・ブロックに格納されているエントリーの代替キー値以上と判断されたときには現用の代替キー・ロケーション・テーブルを使用して目的のレコードを検索し、エントリーの代替キー値未満と判断されたときには新規の代替キー・ロケーション・テーブルを使用して目的のレコードを検索する検索手段と、

を備えたことを特徴とするデータベースの再編成システム。

11.

主キーと代替キーを含むデータ項目を持つデータレコードと、
データレコードを主キーの順に格納するプライマリー・ブロックと、
代替キーと主キーからなる代替キー・エントリーと、
代替キー・エントリーを含む代替キー・ブロックと、
代替キー・ブロックのアドレスが記載された代替キー・ロケーション・テーブル。
エントリーを連続領域に有する代替キー・ロケーション・テーブルとを備え、
代替キー・ブロックに代替キー・エントリーを代替キーの順番で格納し、代替キー・ブロックに格納できなくなったときに、代替キー・ブロックに新たな代替キー・オーバーフロー・ブロックを連結し、格納できなくなった代替キー・エントリーを格納することを特徴とするデータベース・システム。

25

12.

主キーを含むデータ項目を持つデータレコードと、
データレコードを主キーの順に格納するプライマリー・ブロックと、
各プライマリー・ブロックのアドレスが記載されたエントリーを連続領域に有する
ロケーション・テーブルと、
プライマリー・ブロック内の格納率が所定の値の範囲外である場合に前後のプライマリー・ブロックのデータレコードを移動してフラグメンテーションを解消する手段と、
フラグメンテーションの解消によって生じた、未使用ブロックのアドレスを格納す

るための連続した連続領域と、

該連続領域に対し、開始位置と終了位置を指すポインターとを備えていることを特徴とするデータベース・システム。

5 13.

主キーを含むデータ項目を持つデータレコードと、

データレコードを主キーの順に格納するプライマリー・ロックと、

各プライマリー・ロックのアドレスが記載されたエントリーを連続領域に有するロケーション・テーブルとを備え、

10 プライマリー・ロック内に、プライマリー・ロック内で使用されているスペースの率を保持することを特徴とするデータベース・システム。

14.

主キーを含むデータ項目を持つデータレコードと、

15 データレコードを主キーの順に格納するプライマリー・ロックと、

プライマリー・ロックに連結するオーバーフロー・ロックと、

各プライマリー・ロックのアドレスが記載されたエントリーを連続領域に有する現用のロケーション・テーブルとを備え

データベース再編成指令を受けると、前記現用のロケーション・テーブルに加えて新規のロケーション・テーブルを作成する第1の手段と、

現用のロケーション・テーブルのエントリーを新規のロケーション・テーブルに順次、書き移して行き、オーバーフロー・ロックを検出したときには、該オーバーフロー・ロックの連結を切り離し、新規のロケーション・テーブルに新しいエントリーを追加し、新規のロケーション・テーブルのプライマリー・ロックとする第2の手段と、

現用のデータベースのロックを新規のロケーション・テーブルのプライマリー・ロックとするように書き移す第3の手段と

を備えたことを特徴とするデータベースの再編成システム。

30 15.

主キーを含むデータ項目を持つデータレコードと、

データレコードを主キーの順に格納するプライマリー・ロックと、

各プライマリー・ロックのアドレスが記載されたエントリーを連続領域に有する現用のロケーション・テーブルとを有するバックアップ用のデータベースの再編成シ

ステムにおいて、

データベースの再編成指令を受けると、現用のロケーション・テーブルに加えて新規のロケーション・テーブルを作成する第1の手段と、

各プライマリー・ロックについて、現用のロケーション・テーブルのエントリー
5 を新規のロケーション・テーブルに順次、書き移して行き、プライマリー・ロック
に連結するオーバーフロー・ロックを検出したときには、該オーバーフロー・ロック
の連結を切り離し、新規のロケーション・テーブルに新規のエントリーを追加し、
新規のプライマリー・ロックとする第2の手段と、
を備えていることを特徴とするデータベースの再編成システム。

補正書の請求の範囲

[2004年2月23日 (23. 02. 04) 国際事務局受理：出願当初の請求の範囲1-15は取り下げられた；新しい請求の範囲16-30が加えられた。 (6頁)]

1. (削除)
2. (削除)
3. (削除)
- 5 4. (削除)
5. (削除)
6. (削除)
7. (削除)
8. (削除)
- 10 9. (削除)
10. (削除)
11. (削除)
12. (削除)
13. (削除)
- 15 14. (削除)
15. (削除)

16. (追加)
主キーを含むデータ項目を持つデータレコードと、
20 データレコードを主キーの順に格納するプライマリー・ロックと、
プライマリー・ロックに連結するオーバーフロー・ロックと、
各プライマリー・ロックのアドレスが記載されたエントリーを連続領域に有する
現用のロケーション・テーブルと新規のロケーション・テーブルと、
現用ロケーション・テーブル用の再編成ポインターと、
25 現用ロケーション・テーブル用の最終ポインターと、
新規ロケーション・テーブル用の再編成ポインターと、
を備えたことを特徴とする、データベースの再編成システム。

17. (追加)
30 請求項16に記載のデータベースの再編成システムにおいて、
現用のロケーション・テーブルのエントリーを新規のロケーション・テーブルに順
次、書き移して行き、オーバーフロー・ロックがある場合、連結を切り離し、プラ
イマリー・ロックに対応する新規のエントリーを作成し、新規のエントリーを新規
のロケーション・テーブルに追加することを特徴とする、データベースの再編成シス

テム。

18. (追加)

請求項 16 に記載のデータベースの再編成システムにおいて、

5 データベースの再編成指令を受けると、現用のロケーション・テーブルに加えて新規のロケーション・テーブルを作成する第 1 の手段と、

各プライマリー・ロックについて、現用のロケーション・テーブルのエントリーを新規のロケーション・テーブルに順次、書き移して行き、プライマリー・ロックに連結するオーバーフロー・ロックを検出したときには、該オーバーフロー・ロックの連結を切り離し、新規のロケーション・テーブルに新規のエントリーを追加し、新規のプライマリー・ロックとする第 2 の手段と、

を備えていることを特徴とするデータベースの再編成システム。

19. (追加)

15 請求項 16 に記載のデータベースの再編成システムにおいて、

プライマリー・ロック内の格納率が所定の値の範囲外である場合に前後のプライマリー・ロックのレコードを移動してフラグメンテーションを解消する手段を備え、

現用のロケーション・テーブルのエントリーを新規のロケーション・テーブルに順次、書き移して行くことを特徴とする、データベースの再編成システム。

20

20. (追加)

請求項 16 に記載のデータベースの再編成システムにおいて、

現用のロケーション・テーブルのエントリーを新規のロケーション・テーブルに順次、書き移して行き、かつ、プライマリー・ロック内に、プライマリー・ロック

25 内で使用されている適正な初期格納率を保持することを特徴とするデータベース・システム。

21. (追加)

請求項 16 のデータベースの再編成システムにおいて、

30 再編成をしている最中に、レコードを主キーで検索する場合には、検索目的の主キー値が再編成ポインターの指しているエントリーのプライマリー・ロック及びオーバーフロー・ロックに含まれるレコードの主キー値より大きいか小さいかを比較する比較手段と、

比較手段により検索目的の主キー値が、再編成ポインターが指しているロックに

格納されているレコードの主キー値以上と判断されたときには現用のロケーション・テーブルを使用して目的のレコードを検索し、主キー値未満と判断されたときには新規のロケーション・テーブルを使用して目的のレコードを検索する検索手段と、
を備えたことを特徴とするデータベースの再編成システム。

5

2.2. (追加)

主キーと代替キーを含むデータ項目を持つデータレコードと、
代替キーと主キーからなる代替キー・エントリーと、
代替キー・エントリーを含む代替キー・ロックと、
代替キー・ブロックに連結する代替キー・オーバーフロー・ブロックと、
代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを連続領域に有する現用の代替キー・ロケーション・テーブルと新規の代替キー・ロケーション・テーブルと、
現用代替キー・ロケーション・テーブル用の再編成ポインターと、
現用代替キー・ロケーション・テーブル用の最終ポインターと、
新規代替キー・ロケーション・テーブル用の再編成ポインターと、
を備えたことを特徴とする、データベースの再編成システム。

2.3. (追加)

請求項 2.2 に記載のデータベースの再編成システムにおいて、

現用の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを新規の代替キー・ロケーション・テーブルに順次、書き移して行き、代替キー・オーバーフロー・ブロックがある場合、連結を切り離し、代替キー・ブロックに対応する新規の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを作成し、新規の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを新規の代替キー・ロケーション・テーブルに追加することを特徴とする、
データベースの再編成システム。

2.4. (追加)

請求項 2.2 に記載のデータベースの再編成システムにおいて、

データベースの再編成指令を受けると、現用の代替キー・ロケーション・テーブルに加えて新規の代替キー・ロケーション・テーブルを作成する第 1 の手段と、
各代替キー・ブロックについて、現用の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを新規の代替キー・ロケーション・テーブルに順次、書き移して行き、代替キー・ブロックに連結する代替キー・オーバーフロー・ロックを検出したときには、代替キー・オーバーフロー・ブロックの連結を切り離し、新規の代替キー・ロケーショ

ン・テーブルに新規の代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを追加し、新規の代替キー・ロックとする第2の手段と、
を備えていることを特徴とする、データベースの再編成システム。

5 25. (追加)

請求項22に記載のデータベースの再編成システムにおいて、
代替キー・ロック内の格納率が所定の値の範囲外である場合に前後の代替キー・
ロックのレコードを移動してフラグメンテーションを解消する手段とを備え、
現用の代替キー・ロケーション・テーブルのエントリーを新規の代替キー・ロケー
10 ション・テーブルに順次、書き移して行くことを特徴とする、データベースの再編成
システム。

26. (追加)

請求項22～24のいずれかに記載のデータベースの再編成システムにおいて、
再編成をしている最中に、レコードを代替キーで検索する場合には、検索目的の代
替キー値が再編成ポインターの指しているエントリーの代替キー・ロックに含まれ
るエントリーの代替キー値より大きいか小さいかを比較する比較手段と、
比較手段により検索目的の代替キー値が再編成ポインターの指している代替キー・
ロックに格納されているエントリーの代替キー値以上と判断されたときには現
用の代替キー・ロケーション・テーブルを使用して目的のレコードを検索し、エント
リーの代替キー値未満と判断されたときには新規の代替キー・ロケーション・テーブ
ルを使用して目的のレコードを検索する検索手段と、
を備えたことを特徴とするデータベースの再編成システム。

27. (追加)

主キーと代替キーを含むデータ項目を持つデータレコードと、
データレコードを主キーの順に格納するプライマリー・ロックと、
代替キーと主キーからなる代替キー・エントリーと、
代替キー・エントリーを含む代替キー・ロックと、
代替キー・ロックのアドレスが記載された代替キー・ロケーション・テーブル・
エントリーを連続領域に有する代替キー・ロケーション・テーブルとを備え、
代替キー・ロックに代替キー・エントリーを代替キーの順番で格納し、代替キー・
ロックに格納できなくなったときに、代替キー・ロックに新たな代替キー・オーバーフロー・ロックを連結し、格納できなくなった代替キー・エントリーを格納す

ることを特徴とするデータベース・システム。

28. (追加)

請求項16に記載のデータベースの再編成システムにおいて、

5 プライマリー・ブロック内の格納率が所定の値の範囲外である場合に前後のプライマリー・ブロックのデータレコードを移動してフラグメンテーションを解消する手段と、

フランクメンテーションの解消によって生じた、未使用ブロックのアドレスを格納するための連続した連続領域と、

10 該連続領域に対し、開始位置と終了位置を指すポインターとを備えていることを特徴とする、データベースの再編成システム。

29. (追加)

主キーを含むデータ項目を持つデータレコードと、

15 データレコードを主キーの順に格納するプライマリー・ブロックと、

プライマリー・ブロックに連結するオーバーフロー・ブロックと、

各プライマリー・ブロックのアドレスが記載されたエントリーを連続領域に有する現用のロケーション・テーブルとを備え

データベース再編成指令を受けると、前記現用のロケーション・テーブルに加えて
20 新規のロケーション・テーブルを作成する第1の手段と、

現用のロケーション・テーブルのエントリーを新規のロケーション・テーブルに順次、書き移して行き、オーバーフロー・ブロックを検出したときには、該オーバーフロー・ブロックの連結を切り離し、新規のロケーション・テーブルに新しいエントリーを追加し、新規のロケーション・テーブルのプライマリー・ブロックとする第2の手段と、

現用のデータベースのブロックを新規のロケーション・テーブルのプライマリー・ブロックとするように書き移す第3の手段と

を備えたことを特徴とするデータベースの再編成システム。

30 30. (追加)

主キーを含むデータ項目を持つデータレコードと、

データレコードを主キーの順に格納するプライマリー・ブロックと、

各プライマリー・ブロックのアドレスが記載されたエントリーを連続領域に有する現用のロケーション・テーブルとを有するバックアップ用のデータベースの再編成シ

ステムにおいて、

データベースの再編成指令を受けると、現用のロケーション・テーブルに加えて新規のロケーション・テーブルを作成する第1の手段と、

各プライマリー・ロックについて、現用のロケーション・テーブルのエントリーを新規のロケーション・テーブルに順次、書き移して行き、プライマリー・ロックに連結するオーバーフロー・ロックを検出したときには、該オーバーフロー・ロックの連結を切り離し、新規のロケーション・テーブルに新規のエントリーを追加し、新規のプライマリー・ロックとする第2の手段と、
を備えていることを特徴とするデータベースの再編成システム。

PCT第19条(1)に基づく説明書

請求の範囲第19項と第20項(各々、補正前の第3項と第13項に対応:別発明と記載された請求項)は、第16項を引用するようにした。

第16項の主な追加内容は、再編成ポインタと最終ポインタであるが、これらの説明は、第8頁の第4~6パラグラフに記載されている。

第23項と第25項(各々、補正前の第8項と第12項に対応:別発明と記載された請求項)は、第22項を引用するようにした。

第22項の主な追加内容は、再編成ポインタと最終ポインタであるが、これらの説明は、第11頁の第2~5パラグラフに記載されている。

他の請求項第17項~第18項、第21項、第24項、第26項~第30項は、一発明と記載された請求項に対応し、これらは今回の補正により第16項又は第22項を引用するようにした。

- ・このように、請求項全体について、発明の単一性を明確にした。

図1

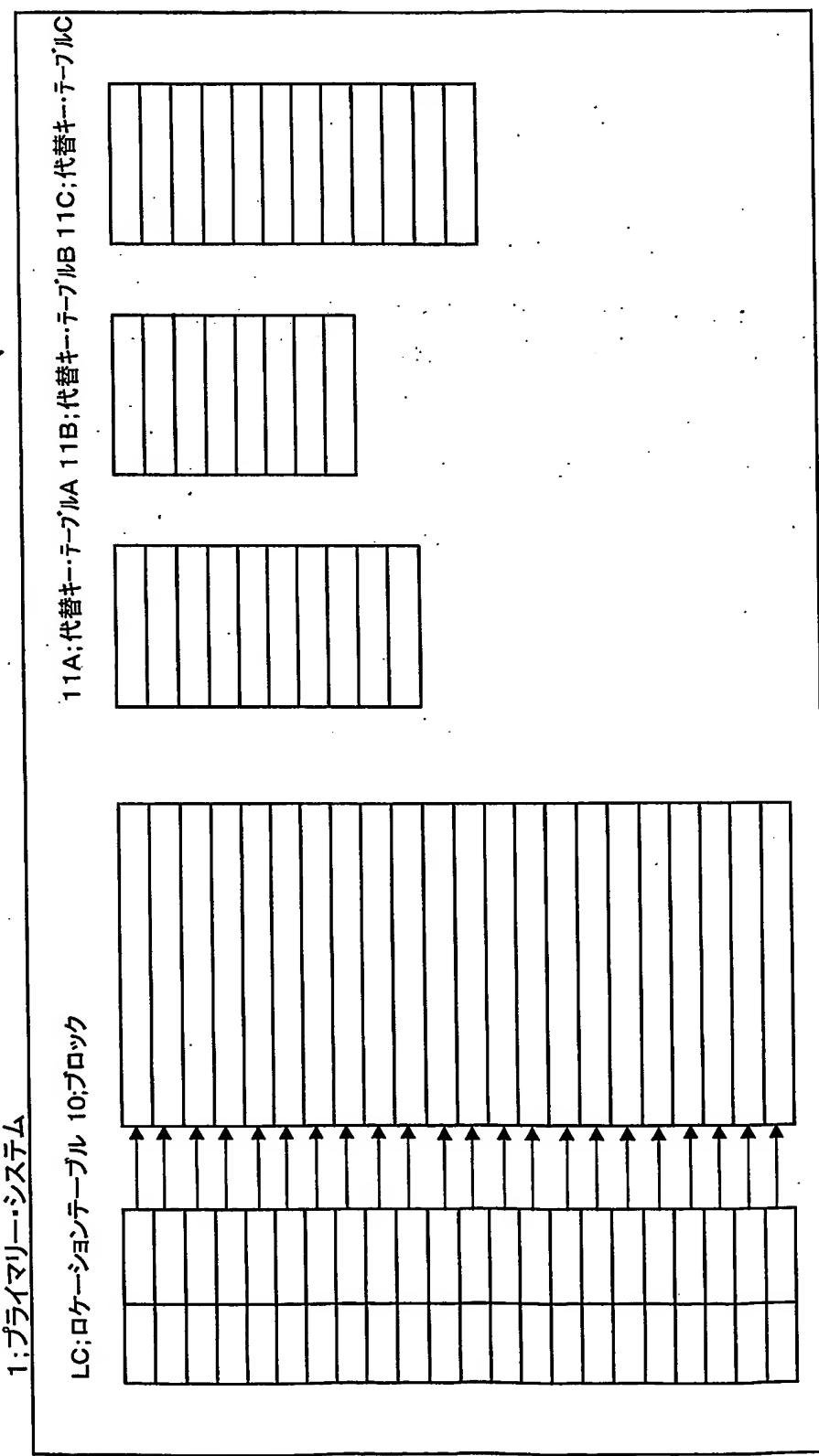


図2

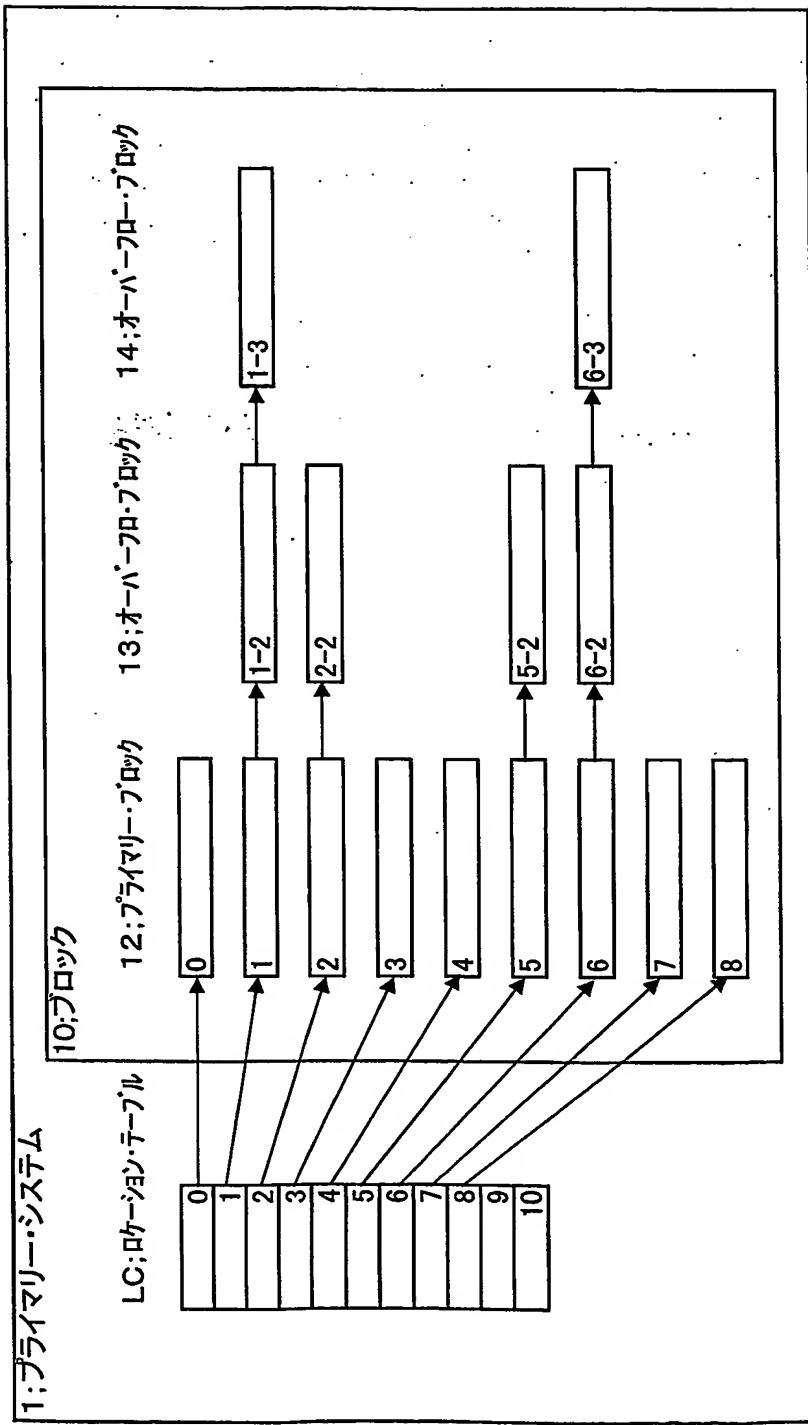


図3

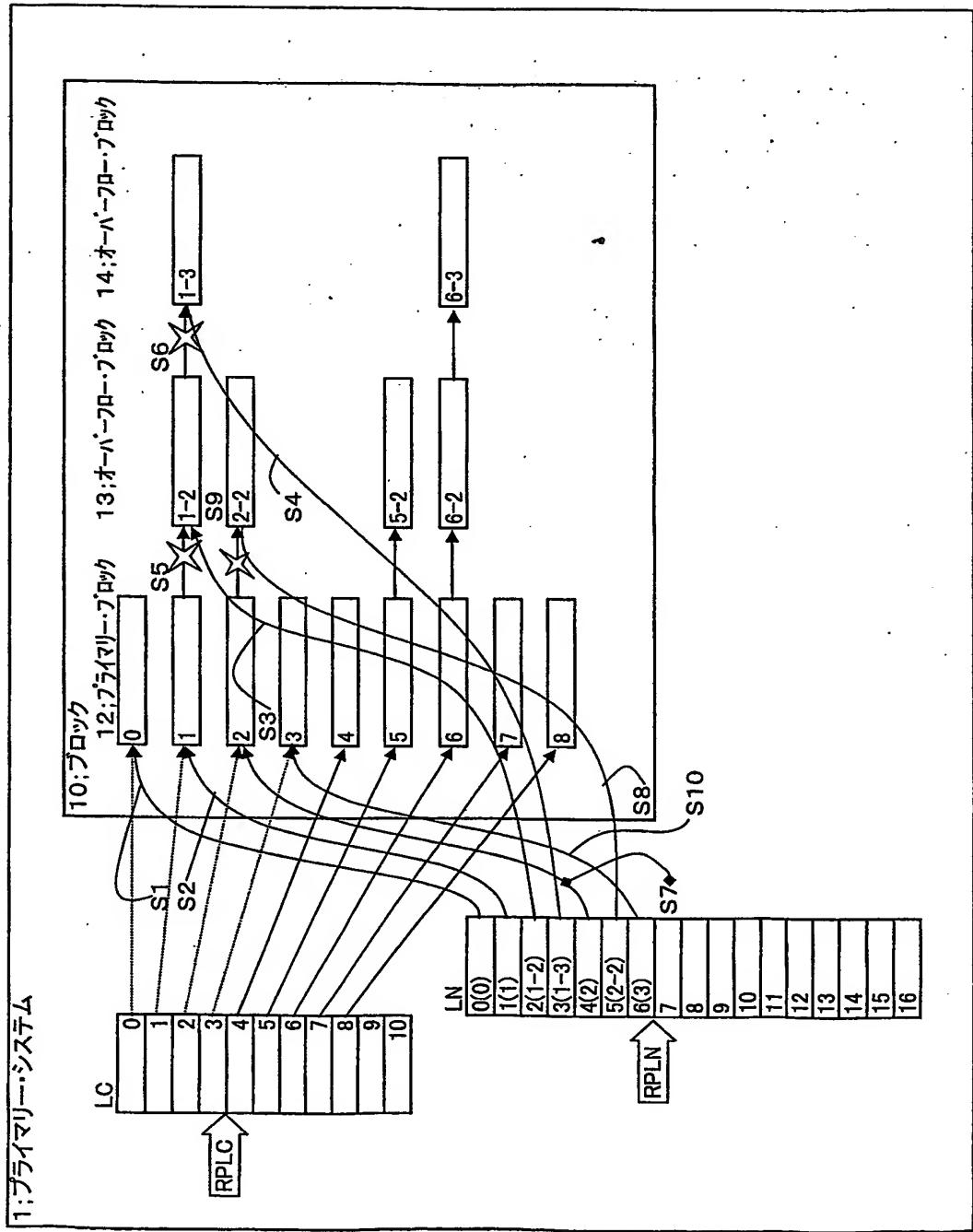
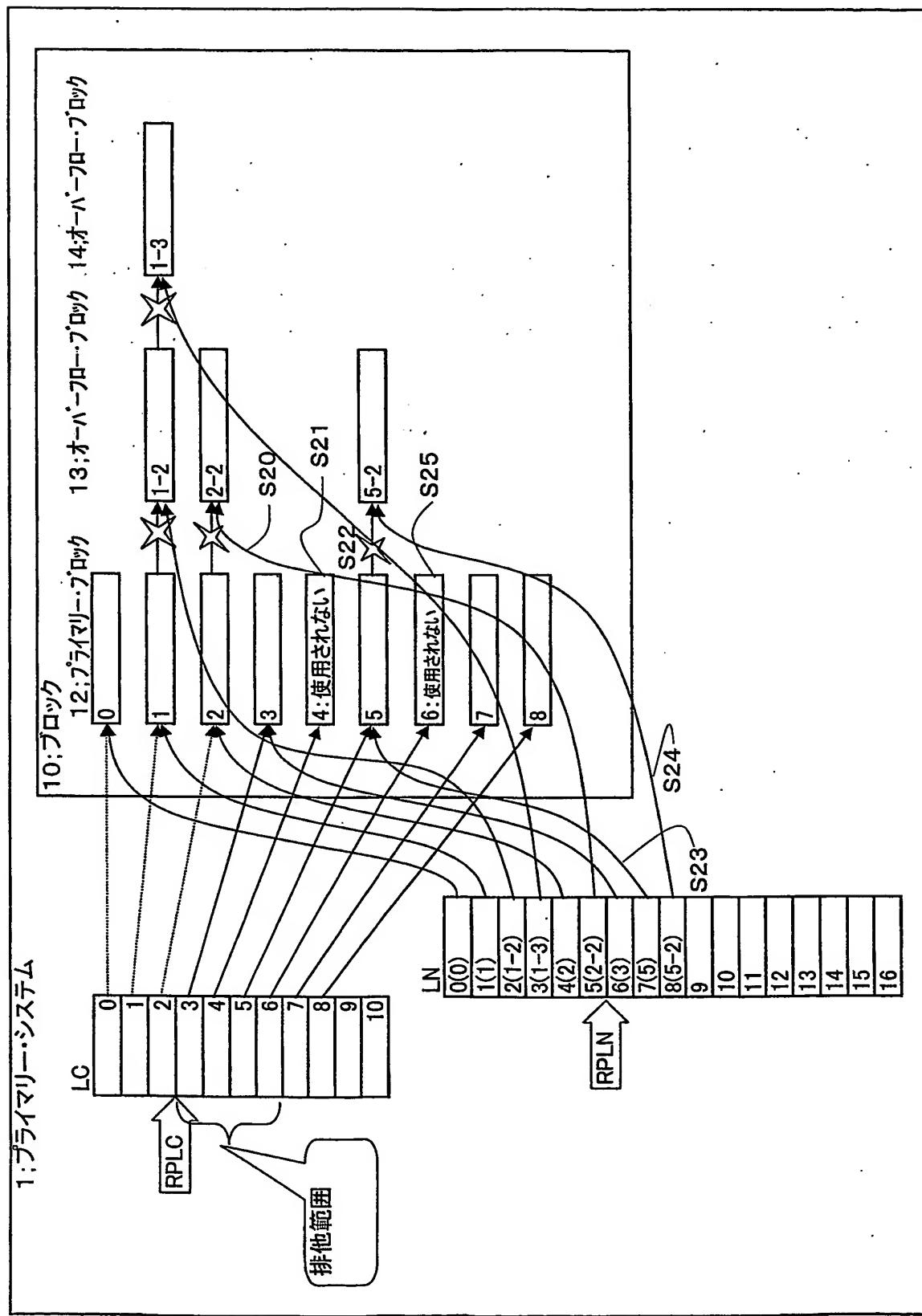
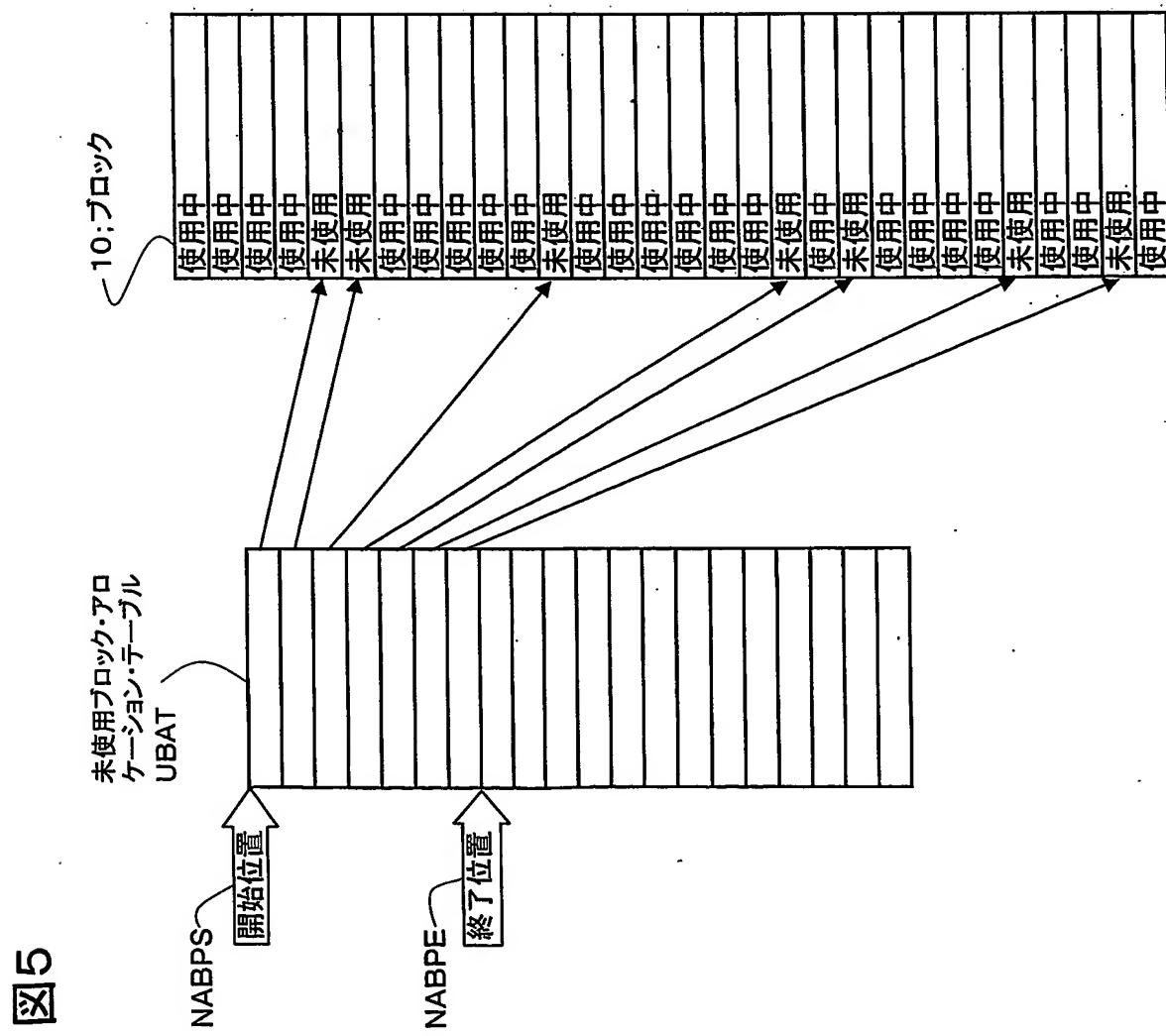


図4





6

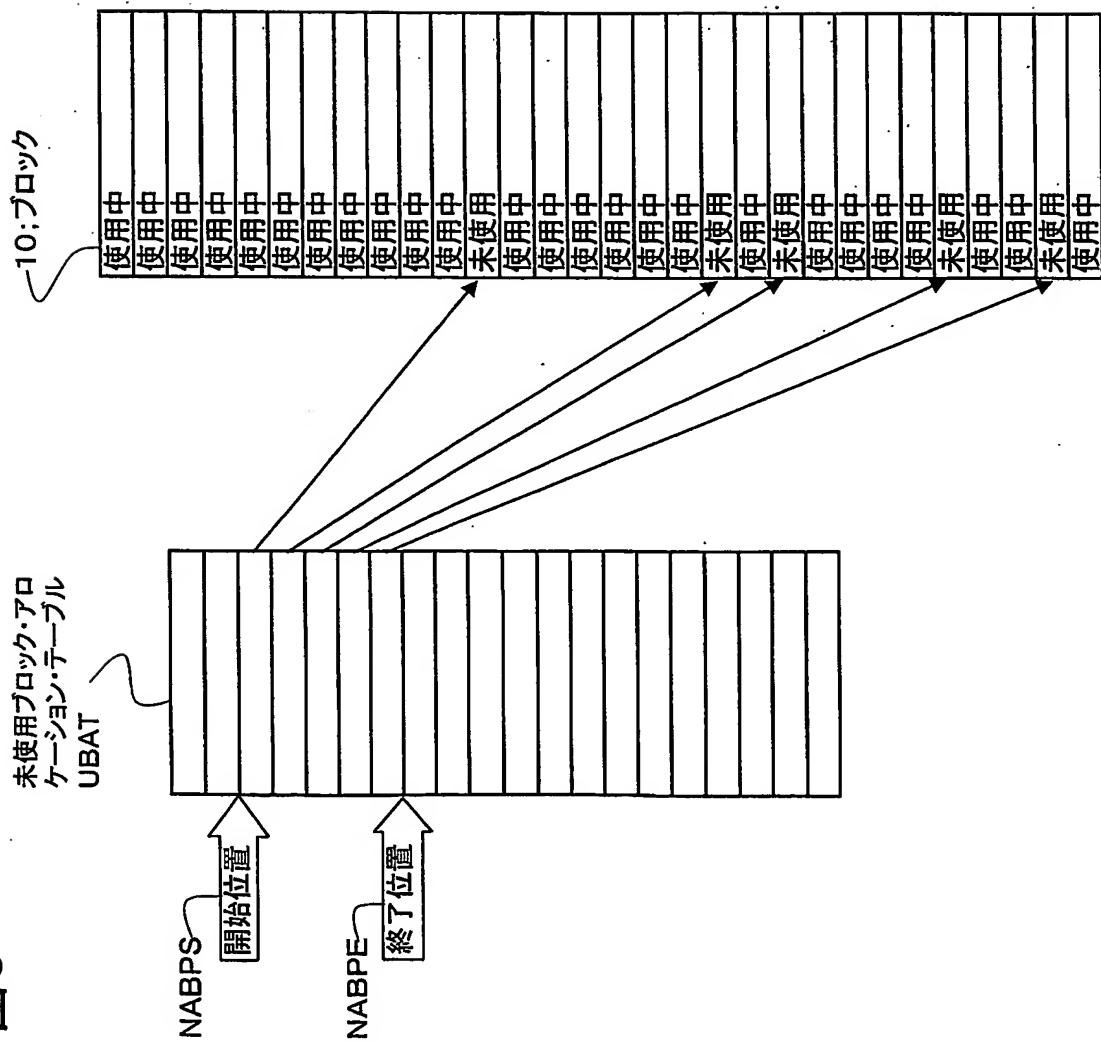


図7

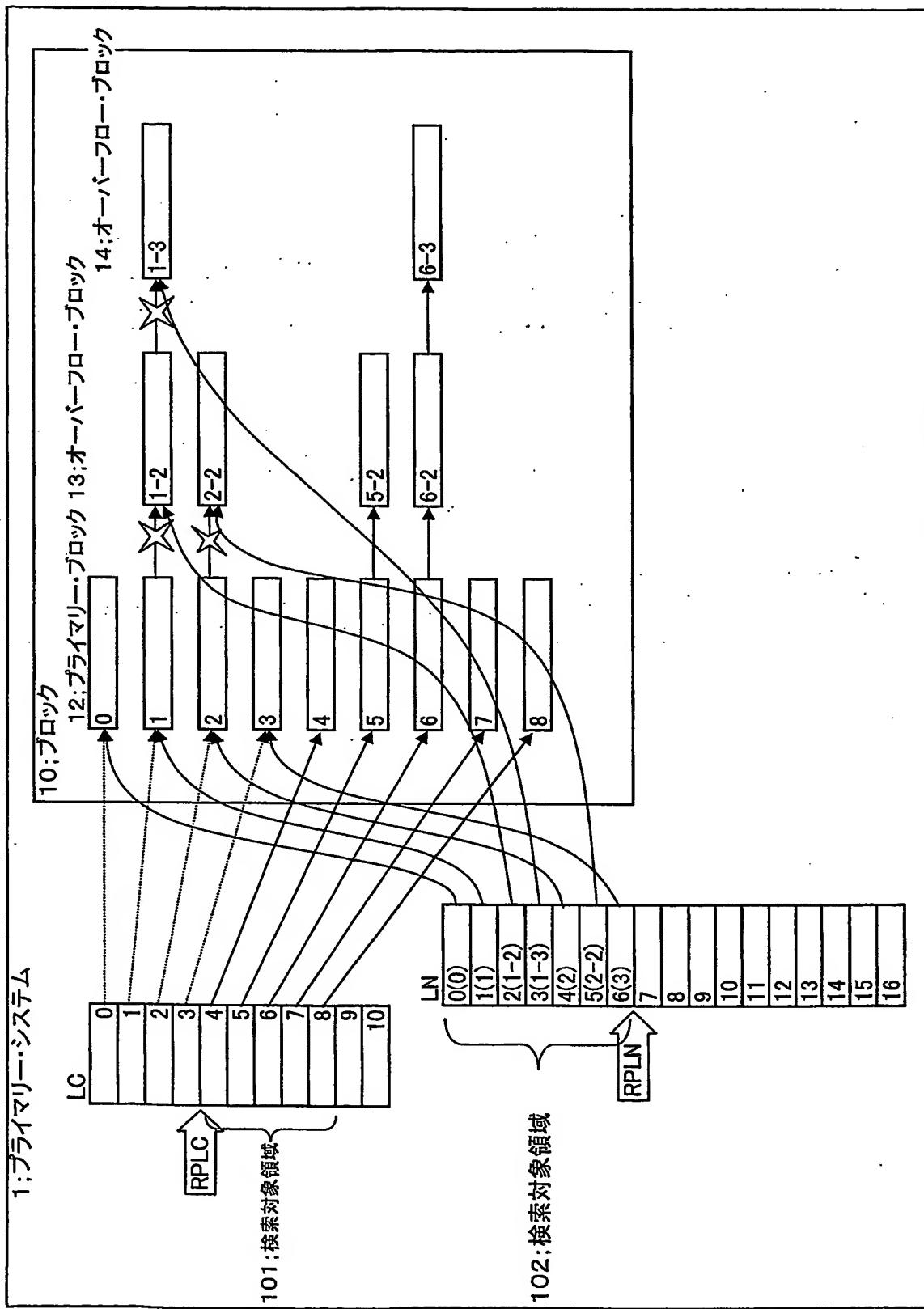


図8

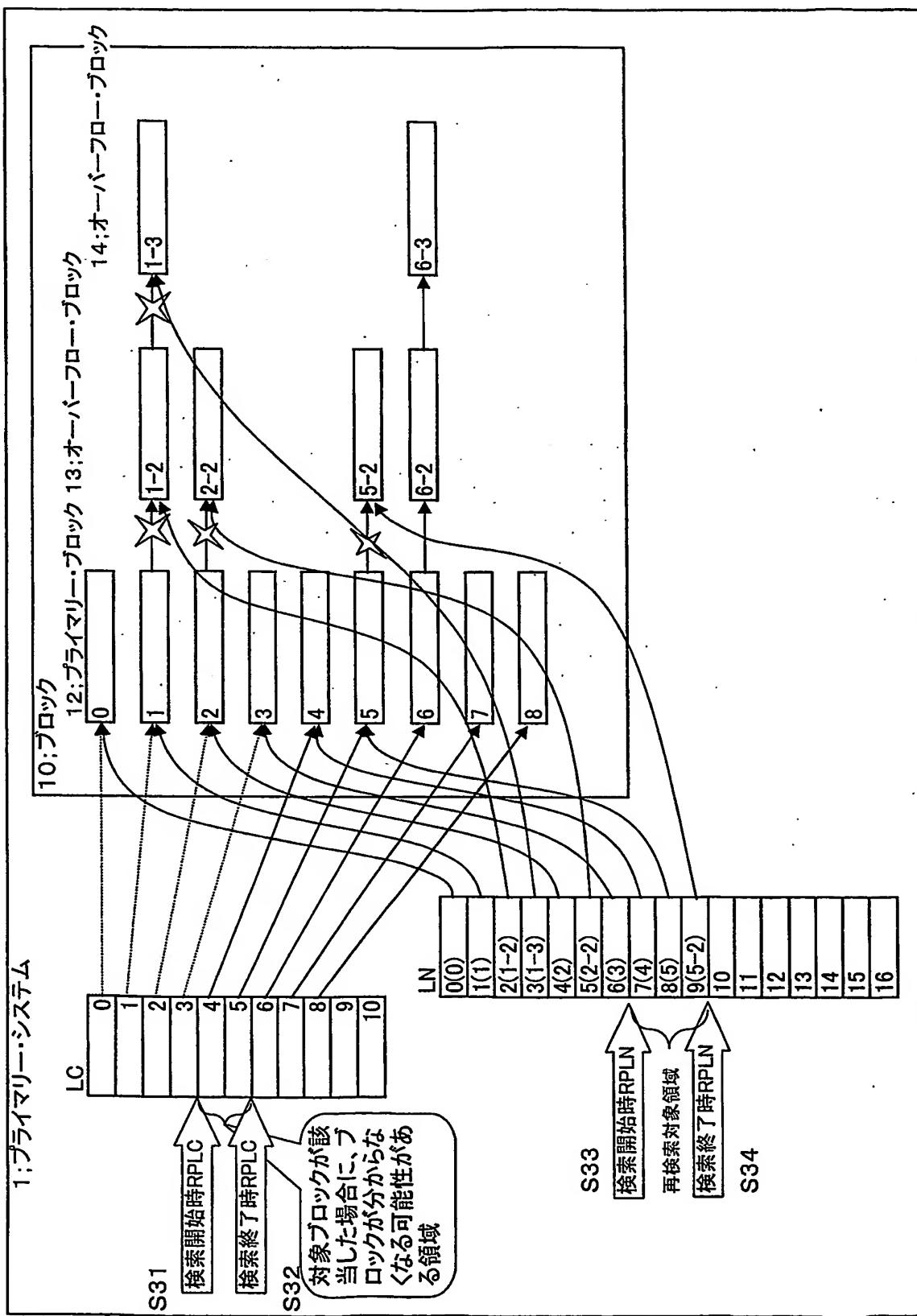


図9

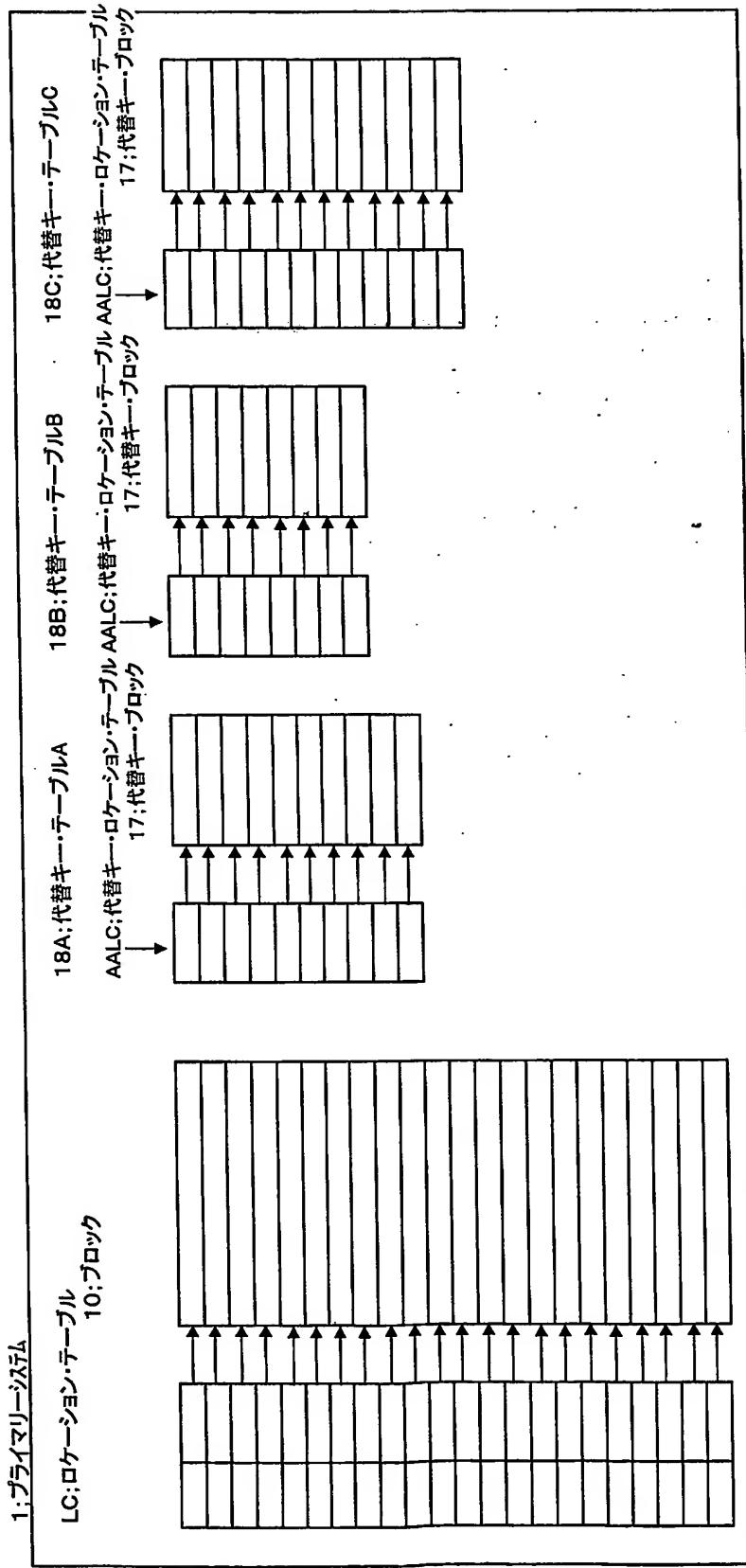


図 10

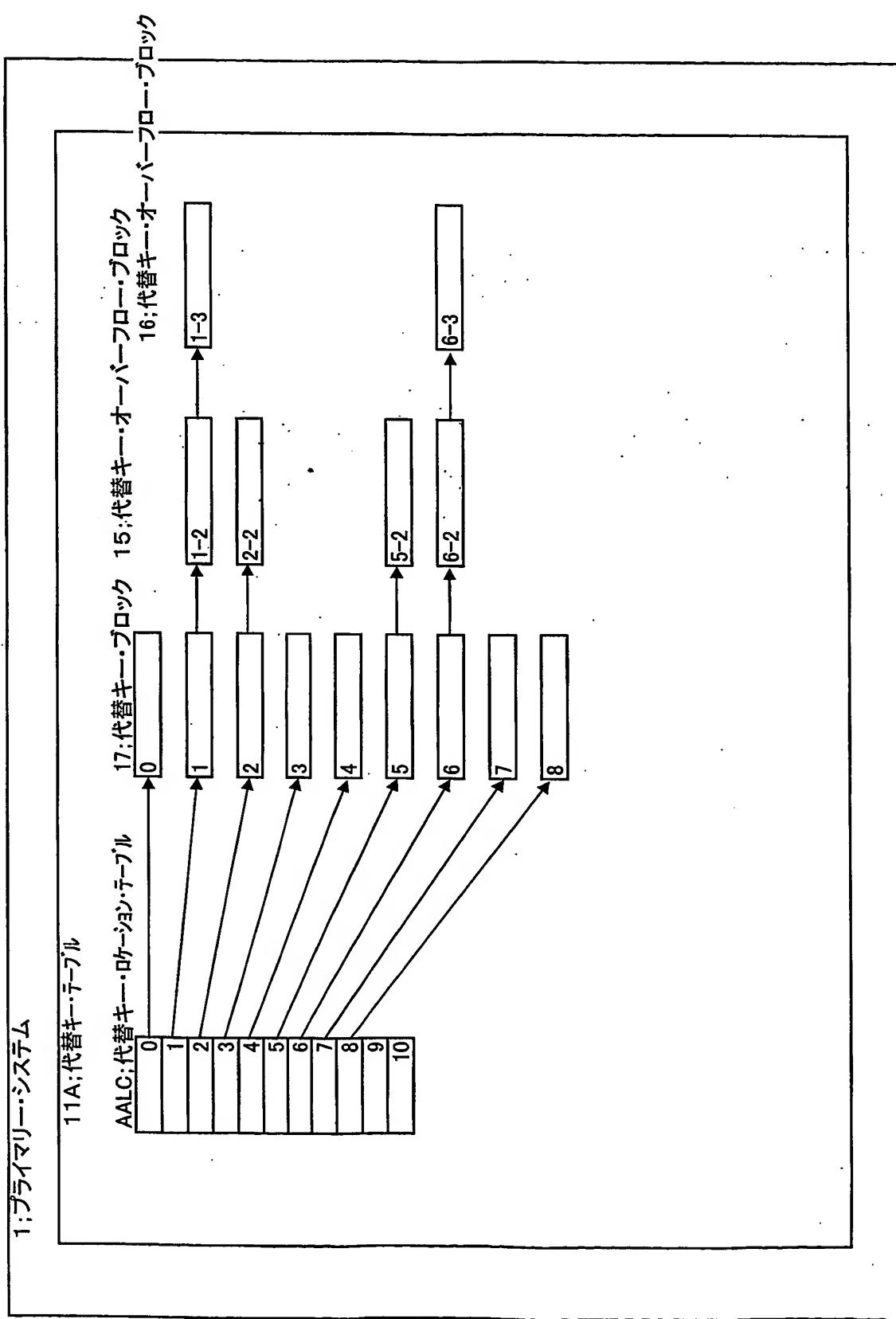


図11

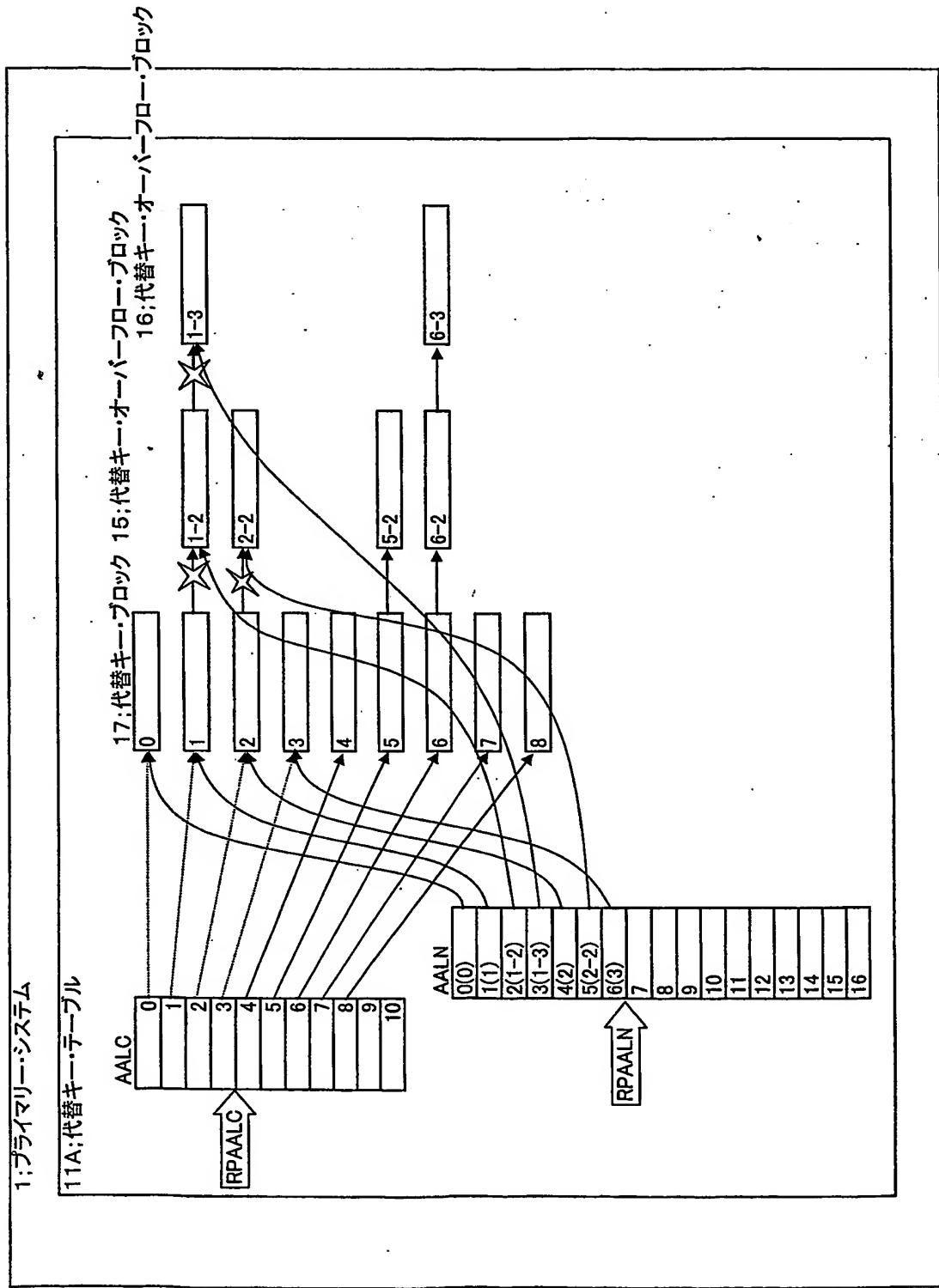


図12

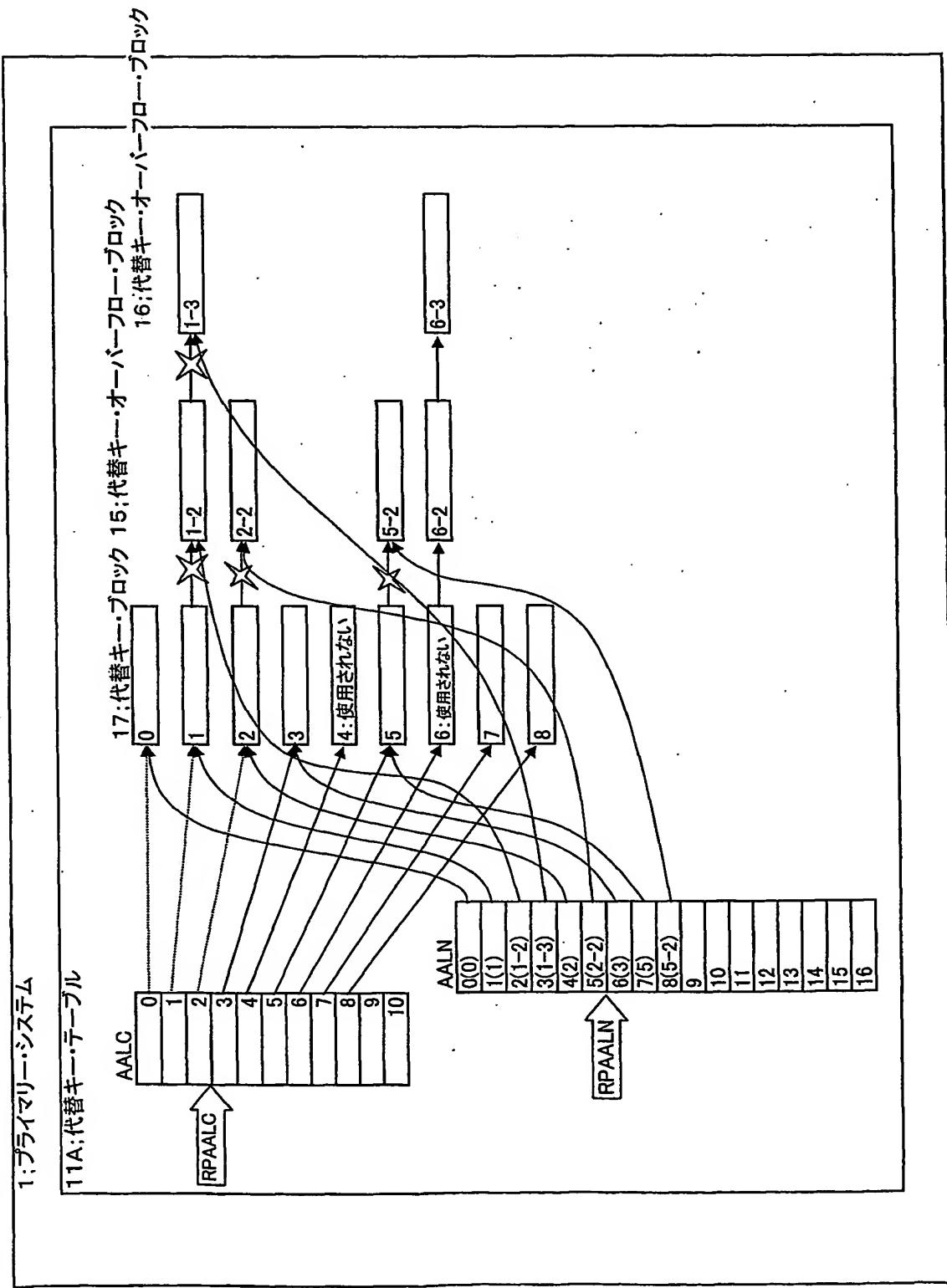


図13

UABAT:未使用ブロック・アロケーション・テーブル

10; ブロック

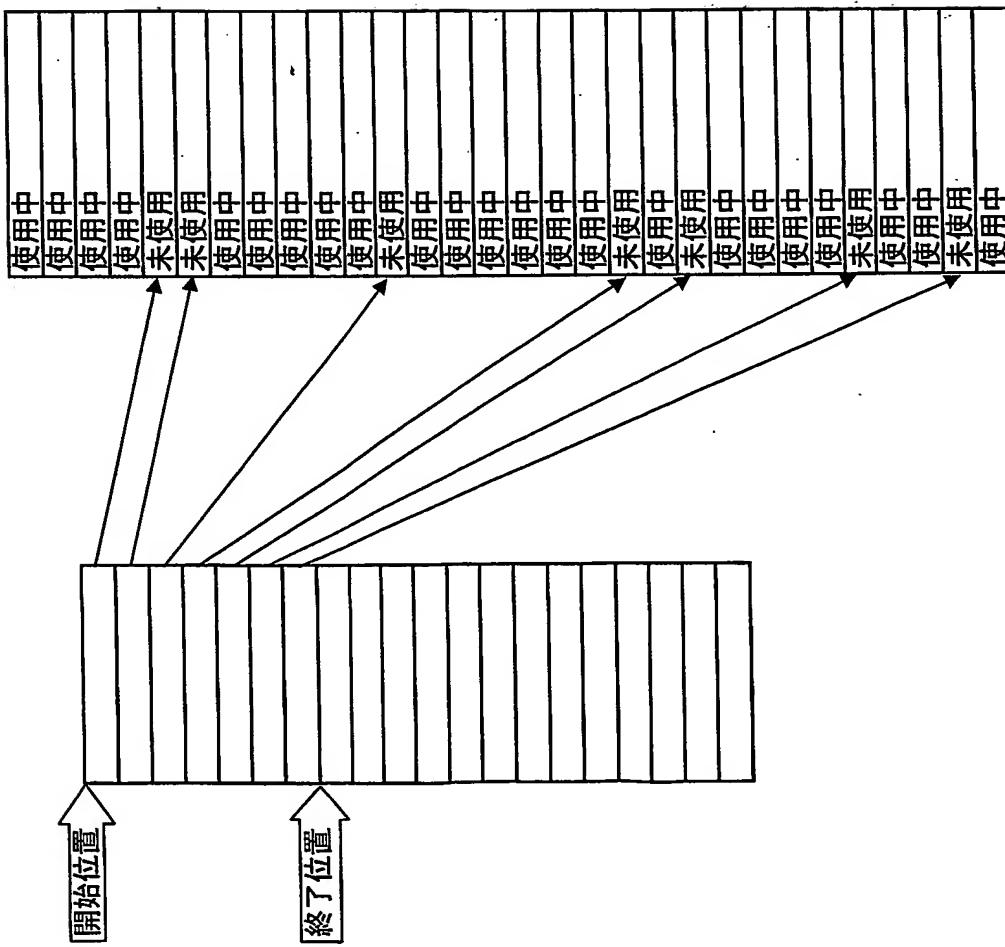


図 14

UABAT:未使用ブロック・アロケーション・テーブル

10; ブロック

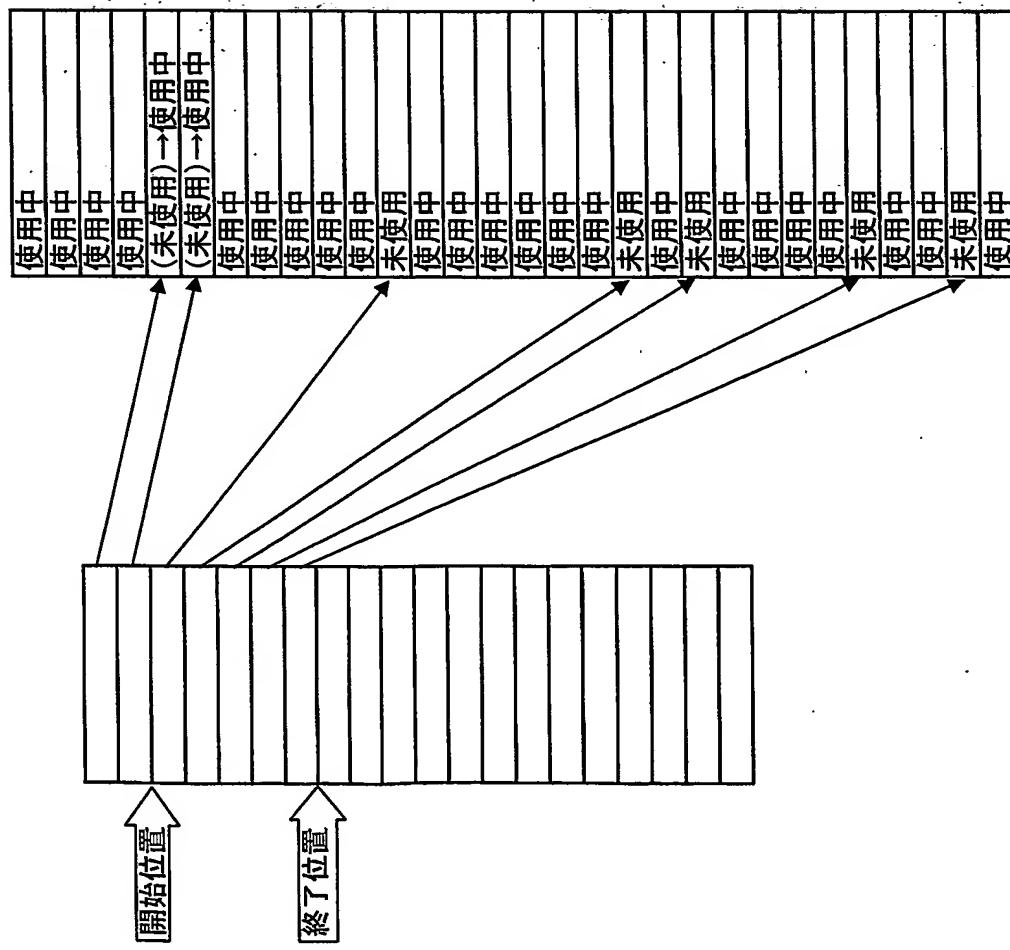
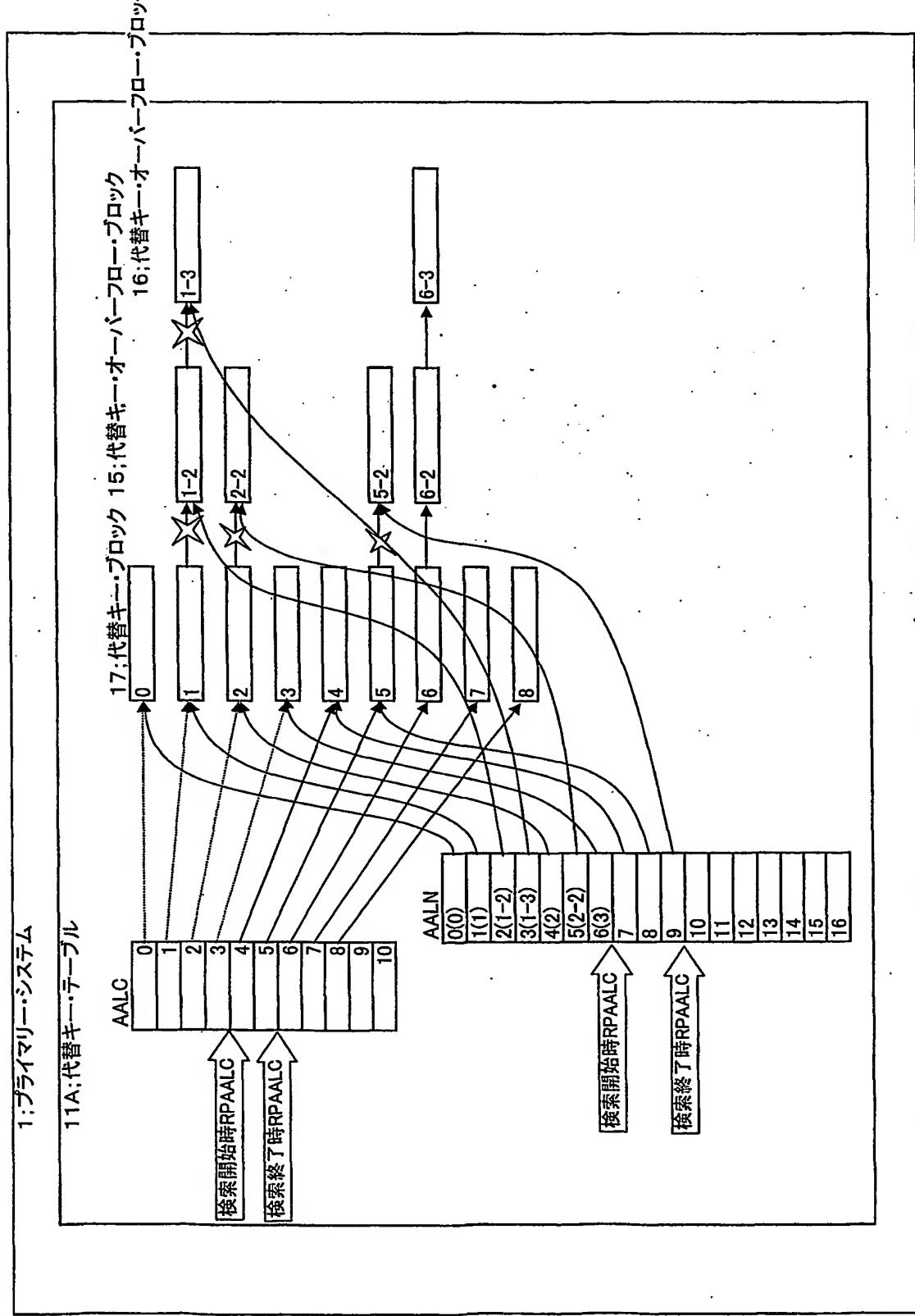


図15



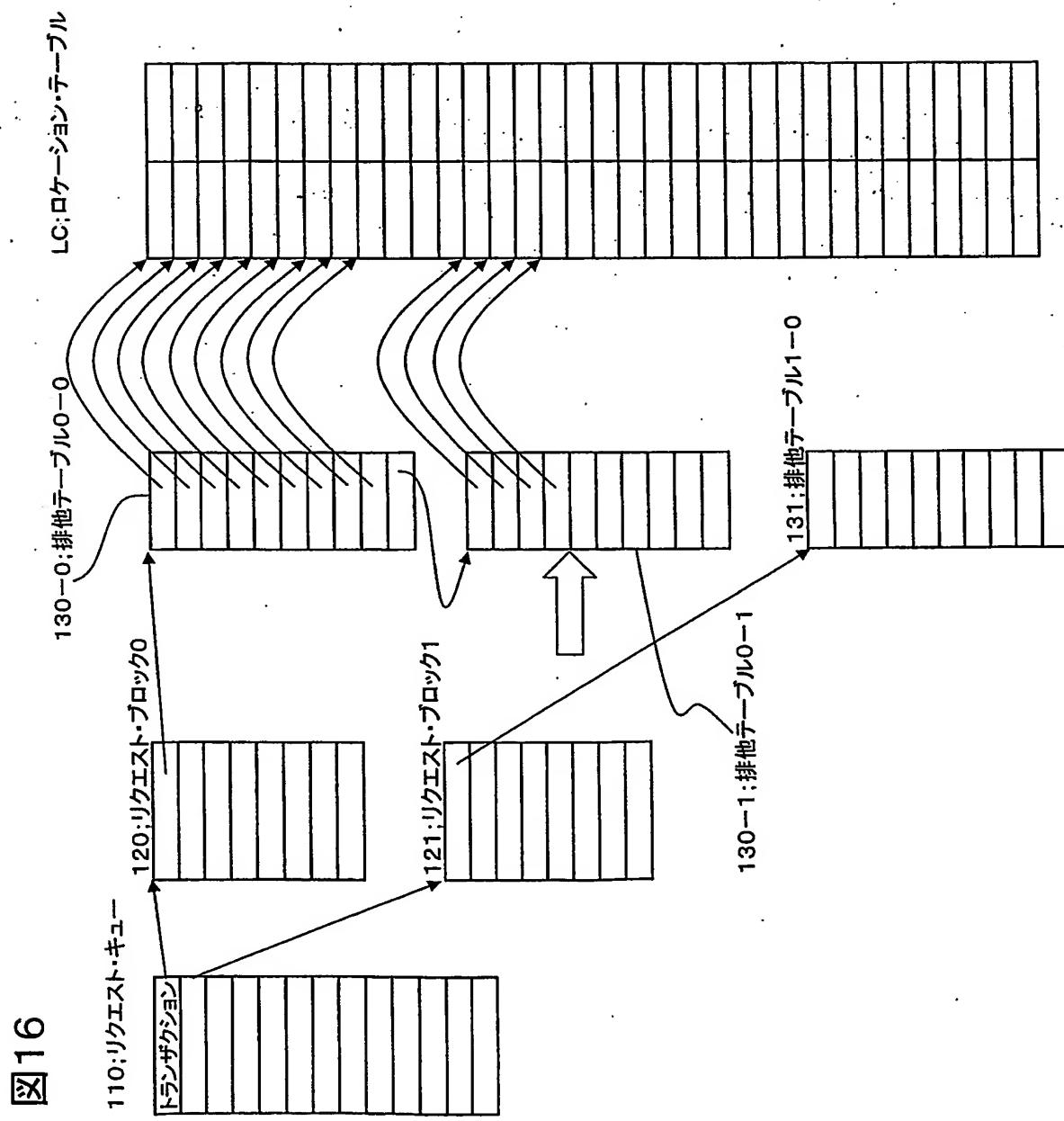


図17

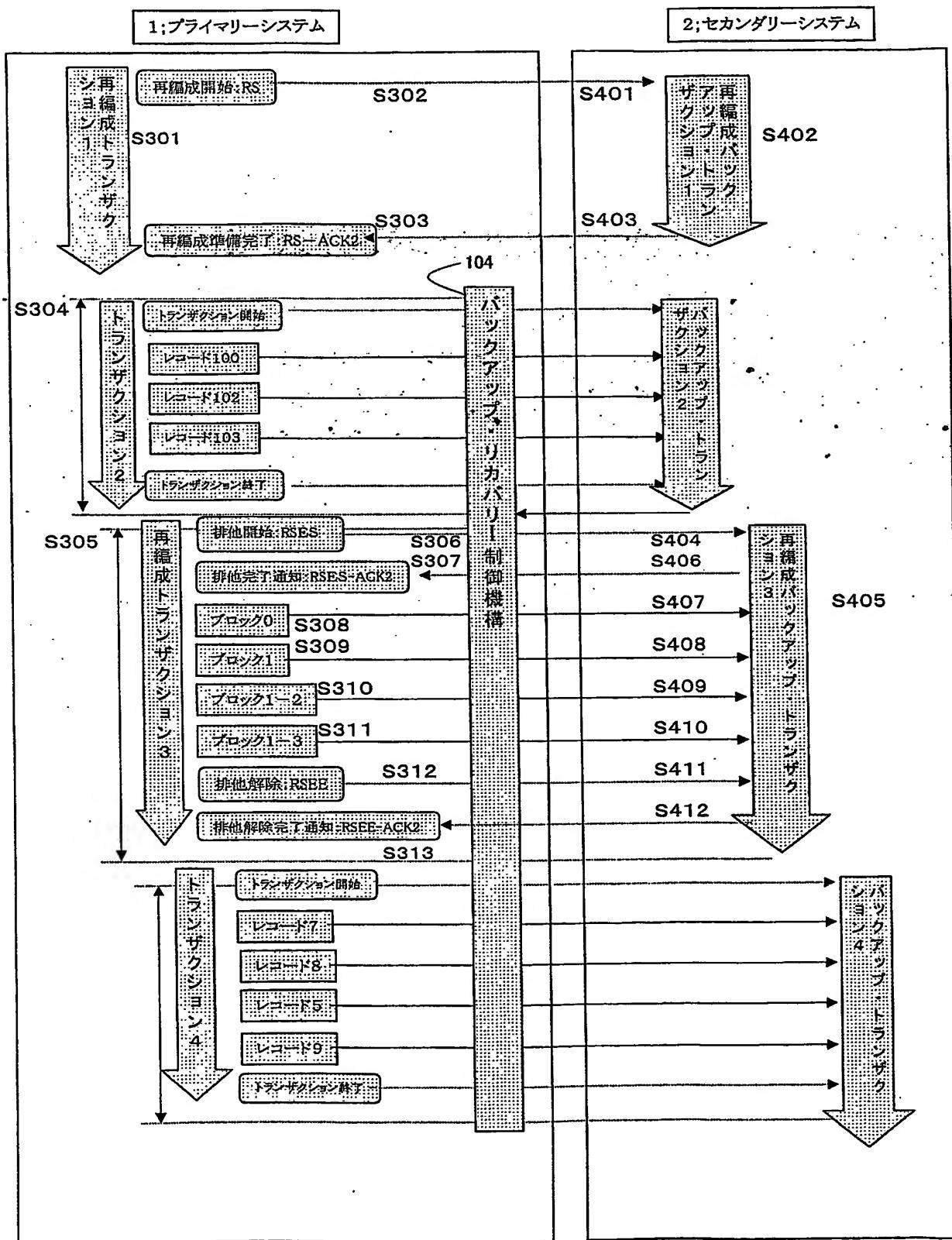


図18

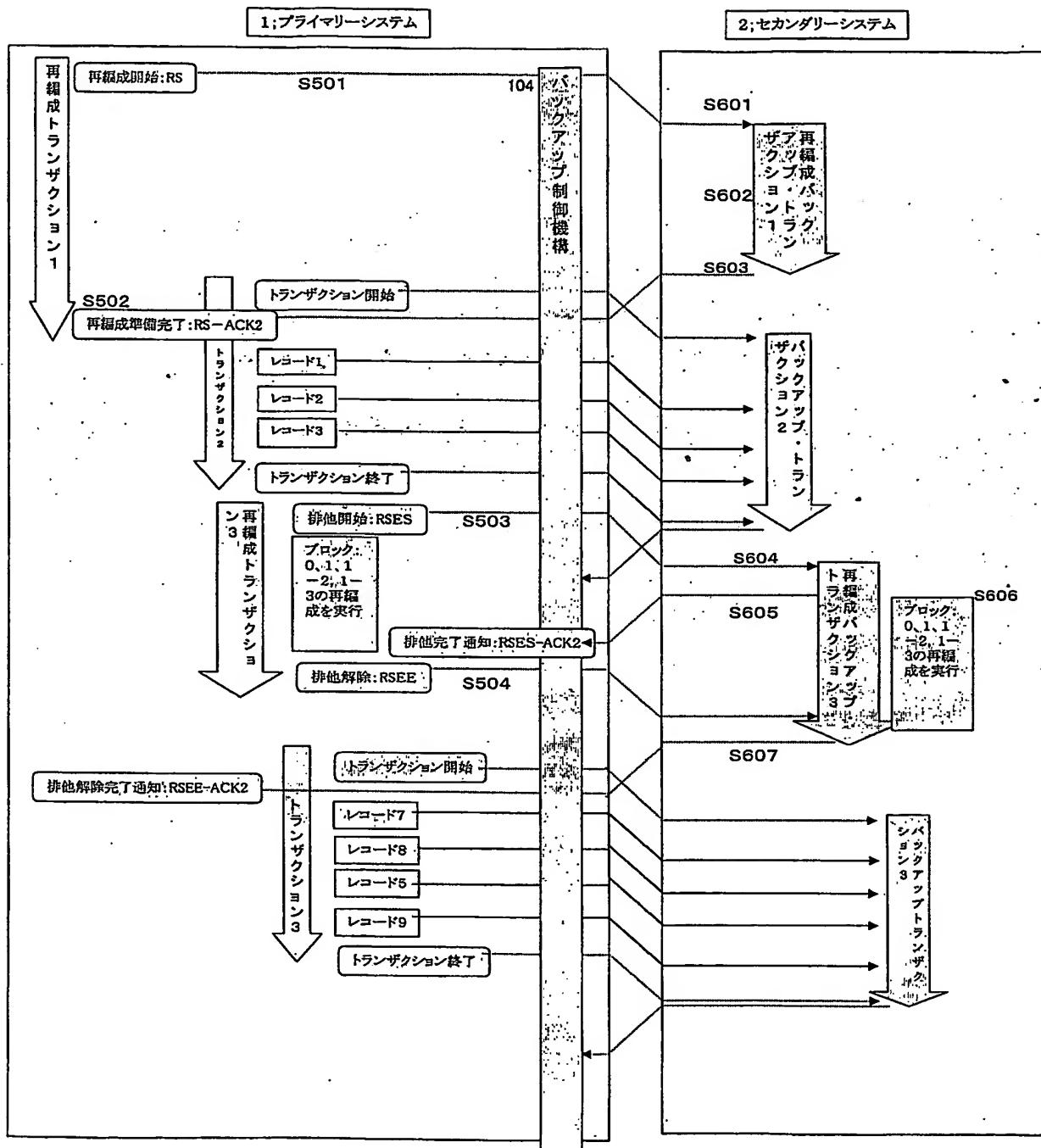


図19

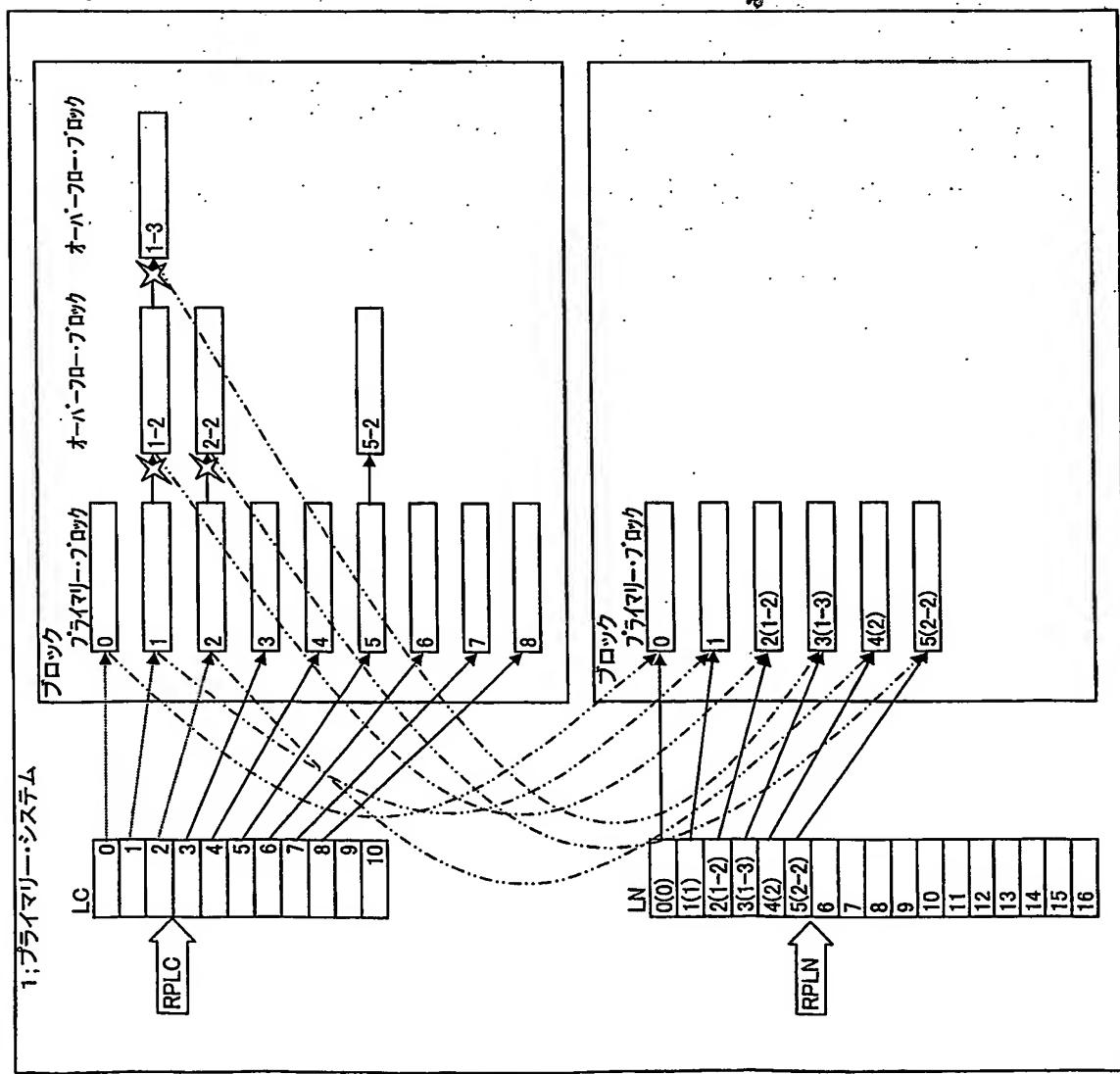


図20

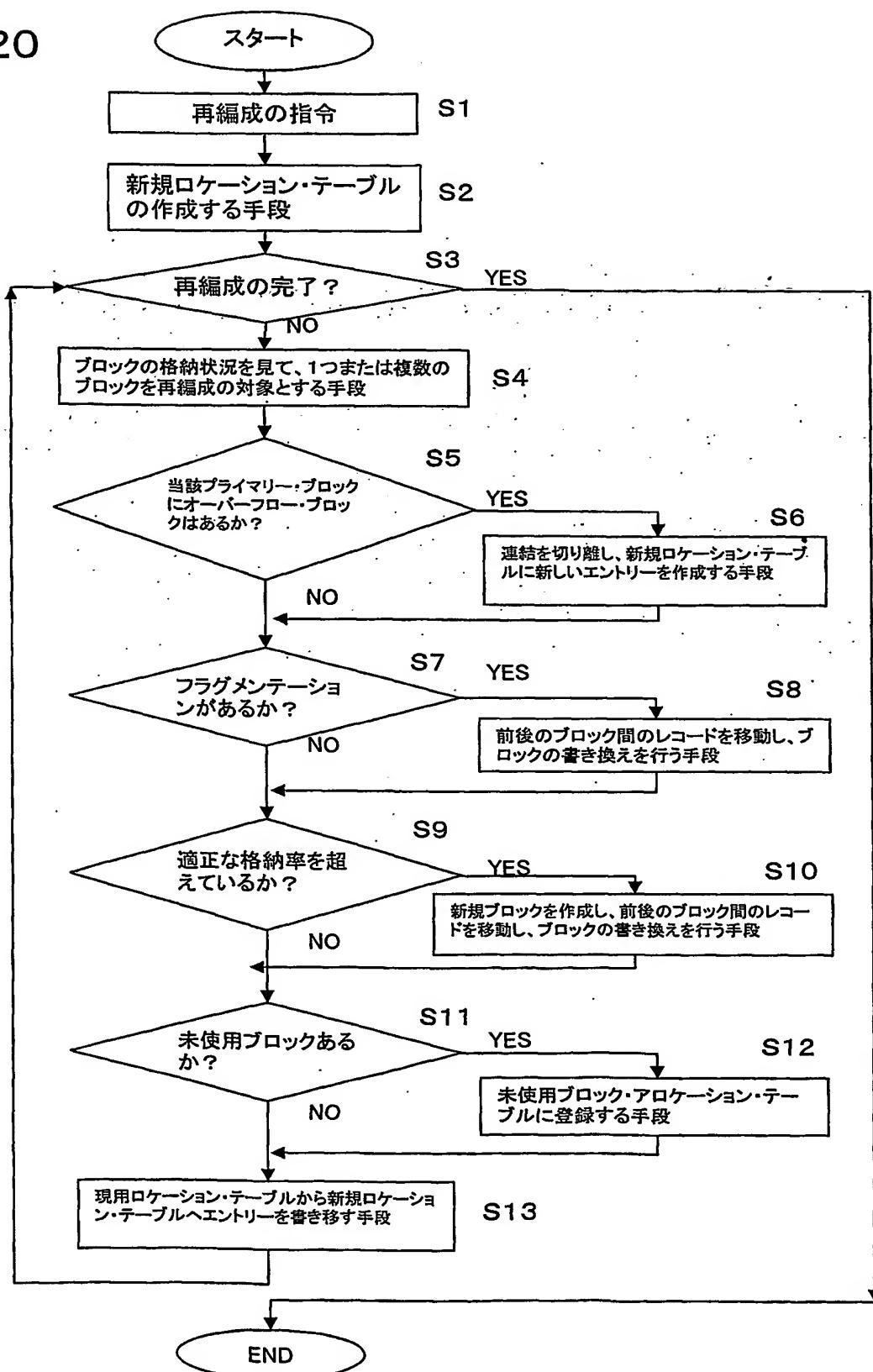
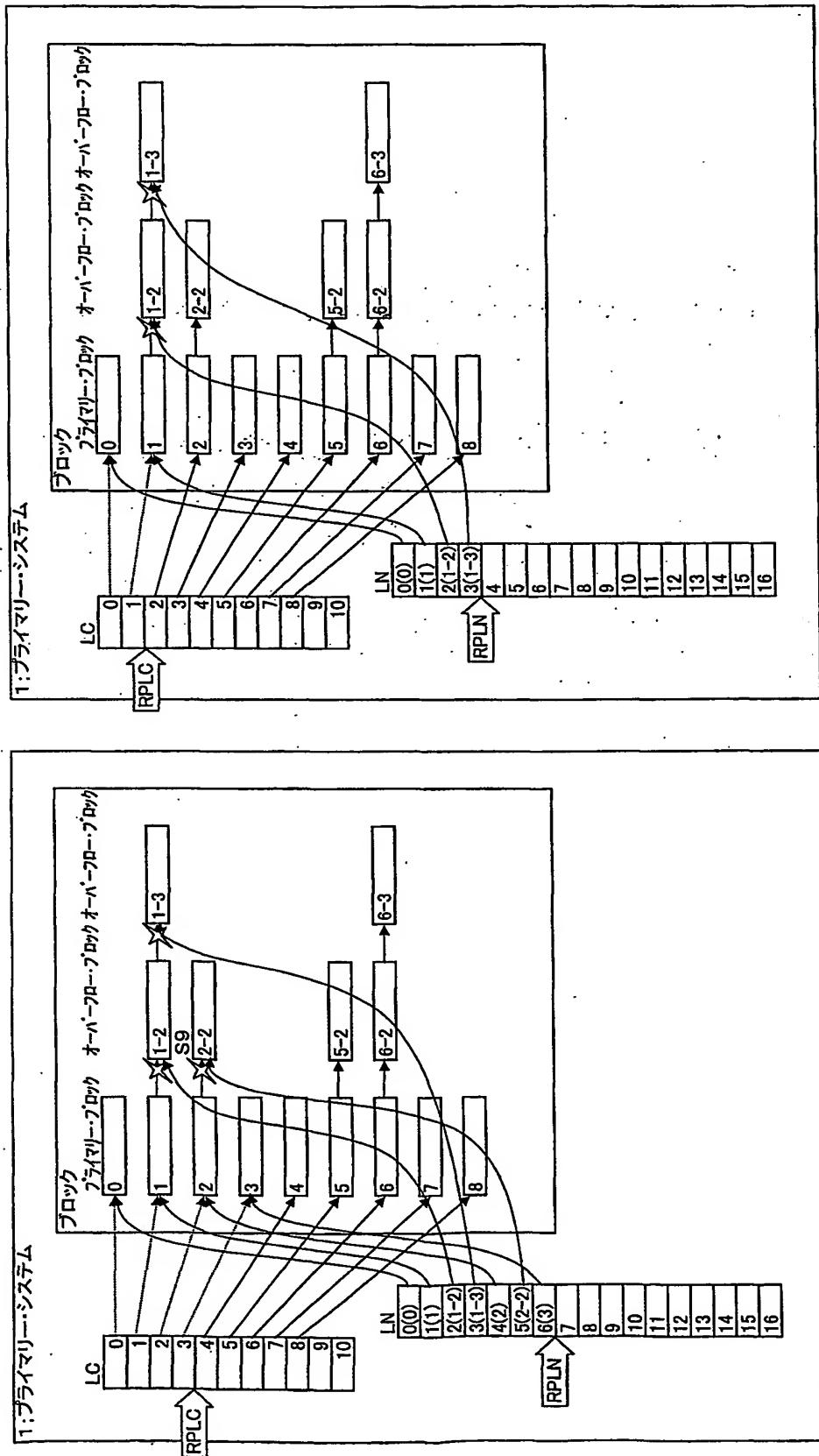


図21



INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No.

PCT/JP03/11592

A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER

Int.Cl⁷ G06F12/00

According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC

B. FIELDS SEARCHED

Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols)

Int.Cl⁷ G06F12/00

Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched

Jitsuyo Shinan Koho	1922-1996	Jitsuyo Shinan Toroku Koho	1996-2003
Kokai Jitsuyo Shinan Koho	1971-2003	Toroku Jitsuyo Shinan Koho	1994-2003

Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practicable, search terms used)

C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
X	JP 3345628 B2 (Annex Systems Inc., Masaharu TAMATSU), 06 September, 2002 (06.09.02), Full text; all drawings & EP 0923030 A1 & US 2001/0011321 A1	11 1-2, 4-7, 9-10, 14-15
A	JP 1-237853 A (Fujitsu Ltd.), 22 September, 1989 (22.09.89), Full text; all drawings (Family: none)	1-2, 4-7, 9-10, 14-15
A	JP 9-34758 A (NEC Corp.), 07 February, 1997 (07.02.97), Full text; all drawings (Family: none)	4-5, 9-10

Further documents are listed in the continuation of Box C.

See patent family annex.

* Special categories of cited documents:

- "A" document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance
- "E" earlier document but published on or after the international filing date
- "L" document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified)
- "O" document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means
- "P" document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed

- "T" later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention
- "X" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone
- "Y" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art
- "&" document member of the same patent family

Date of the actual completion of the international search
10 December, 2003 (10.12.03)

Date of mailing of the international search report
24 December, 2003 (24.12.03)

Name and mailing address of the ISA/
Japanese Patent Office

Authorized officer

Facsimile No.

Telephone No.

INTERNATIONAL SEARCH REPORTInternational application No.
PCT/JP03/11592**Box I Observations where certain claims were found unsearchable (Continuation of item 2 of first sheet)**

This international search report has not been established in respect of certain claims under Article 17(2)(a) for the following reasons:

1. Claims Nos.:
because they relate to subject matter not required to be searched by this Authority, namely:

2. Claims Nos.:
because they relate to parts of the international application that do not comply with the prescribed requirements to such an extent that no meaningful international search can be carried out, specifically:

3. Claims Nos.:
because they are dependent claims and are not drafted in accordance with the second and third sentences of Rule 6.4(a).

Box II Observations where unity of invention is lacking (Continuation of item 3 of first sheet)

This International Searching Authority found multiple inventions in this international application, as follows:

The technical feature common to claims 1, 2; 4-7; 9-11; 14; 15 and claims 3; 8; 12; 13 is "a currently-used location table comprising data records having data items including main keys (and alternate keys), primary blocks where data records are stored in order of main key, and in a continuous area an entry where the addresses of the primary blocks are recorded (a currently-used alternate key location table having in a continuous area an alternate key location table entry)". The international search has revealed that this technical feature is not novel since it is disclosed in document JP 3345628 B2, column 8, line 43 to column 9, line 10. (Continued to extra sheet)

1. As all required additional search fees were timely paid by the applicant, this international search report covers all searchable claims.
2. As all searchable claims could be searched without effort justifying an additional fee, this Authority did not invite payment of any additional fee.
3. As only some of the required additional search fees were timely paid by the applicant, this international search report covers only those claims for which fees were paid, specifically claims Nos.:

4. No required additional search fees were timely paid by the applicant. Consequently, this international search report is restricted to the invention first mentioned in the claims; it is covered by claims Nos.: 1-2; 4-7; 9-11; 14-15

Remark on Protest The additional search fees were accompanied by the applicant's protest.
 No protest accompanied the payment of additional search fees.

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No. PCT/JP03/11592

Continuation of Box No. II of continuation of first sheet (1)

There is no other feature considered as a special technical feature within the meaning of PCT Rule 13.2, second sentence. Consequently, the claims do not comply with the requirement of unity of invention.

A. 発明の属する分野の分類（国際特許分類（IPC））
Int. Cl. 7 G06F12/00

B. 調査を行った分野

調査を行った最小限資料（国際特許分類（IPC））
Int. Cl. 7 G06F12/00

最小限資料以外の資料で調査を行った分野に含まれるもの

日本国実用新案公報	1922-1996年
日本国公開実用新案公報	1971-2003年
日本国実用新案登録公報	1996-2003年
日本国登録実用新案公報	1994-2003年

国際調査で使用した電子データベース（データベースの名称、調査に使用した用語）

C. 関連すると認められる文献

引用文献の カテゴリー*	引用文献名・及び一部の箇所が関連するときは、その関連する箇所の表示	関連する 請求の範囲の番号
X	J P 3345628 B2 (アネックスシステムズ株式会社, 玉津雅晴) 2002. 09. 06, 全文, 全図 & EP 0923030 A1 & US 2001/0011321 A1	1 1
A	J.P. 1-237853 A (富士通株式会社) 1989. 09. 22, 全文, 全図 (ファミリーなし)	1-2, 4-7, 9-10, 14-15
A		1-2, 4-7, 9-10, 14-15

C欄の続きにも文献が列挙されている。

パテントファミリーに関する別紙を参照。

* 引用文献のカテゴリー

- 「A」特に関連のある文献ではなく、一般的技術水準を示すもの
- 「E」国際出願日前の出願または特許であるが、国際出願日以後に公表されたもの
- 「L」優先権主張に疑義を提起する文献又は他の文献の発行日若しくは他の特別な理由を確立するために引用する文献（理由を付す）
- 「O」口頭による開示、使用、展示等に言及する文献
- 「P」国際出願日前で、かつ優先権の主張の基礎となる出願

の日の後に公表された文献

- 「T」国際出願日又は優先日後に公表された文献であって出願と矛盾するものではなく、発明の原理又は理論の理解のために引用するもの
- 「X」特に関連のある文献であって、当該文献のみで発明の新規性又は進歩性がないと考えられるもの
- 「Y」特に関連のある文献であって、当該文献と他の1以上の文献との、当業者にとって自明である組合せによって進歩性がないと考えられるもの
- 「&」同一パテントファミリー文献

国際調査を完了した日

10. 12. 03

国際調査報告の発送日

24.12.2003

国際調査機関の名称及びあて先

日本国特許庁 (ISA/JP)
郵便番号 100-8915

東京都千代田区霞が関三丁目 4番3号

特許庁審査官（権限のある職員）

堀江義隆



5 N 9172

電話番号 03-3581-1101 内線 3584

C(続き) 関連すると認められる文献		
引用文献の カテゴリー*	引用文献名 及び一部の箇所が関連するときは、その関連する箇所の表示	関連する 請求の範囲の番号
A	JP 9-34758 A (日本電気株式会社) 1997.02. 07, 全文, 全図 (ファミリーなし)	4-5, 9-10

第I欄 請求の範囲の一部の調査ができないときの意見（第1ページの2の続き）

法第8条第3項（PCT17条(2)(a)）の規定により、この国際調査報告は次の理由により請求の範囲の一部について作成しなかった。

1. 請求の範囲 _____ は、この国際調査機関が調査をすることを要しない対象に係るものである。つまり、
2. 請求の範囲 _____ は、有意義な国際調査をすることができる程度まで所定の要件を満たしていない国際出願の部分に係るものである。つまり、
3. 請求の範囲 _____ は、従属請求の範囲であってPCT規則6.4(a)の第2文及び第3文の規定に従って記載されていない。

第II欄 発明の単一性が欠如しているときの意見（第1ページの3の続き）

次に述べるようにこの国際出願に二以上の発明があるとこの国際調査機関は認めた。

請求の範囲1-2, 4-7, 9-11, 14-15と、請求の範囲3, 8, 12-13は共通の事項は、「主キー（と代替キー）を含むデータ項目を持つデータレコードと、データレコードを主キーの順に格納するプライマリー・ロックと、各プライマリー・ロックのアドレスが記載されたエントリーを連続領域に有する現用のロケーション・テーブル（代替キー・ロケーション・テーブル・エントリーを連続領域に有する現用の代替キー・ロケーション・テーブル）」という構成であるが、調査の結果この構成は、文献JP 3345628 B2, 第8欄第43行～第9欄第10行に開示されているから、新規でないことが明らかとなった。PCT規則13.2の第2文の意味において特別な技術的特徴と考えられる他の共通の事項は存在しないので、上記請求の範囲は発明の単一性の要件を満たしていない。

1. 出願人が必要な追加調査手数料をすべて期間内に納付したので、この国際調査報告は、すべての調査可能な請求の範囲について作成した。
2. 追加調査手数料を要求するまでもなく、すべての調査可能な請求の範囲について調査することができたので、追加調査手数料の納付を求めなかった。
3. 出願人が必要な追加調査手数料を一部のみしか期間内に納付しなかったので、この国際調査報告は、手数料の納付のあった次の請求の範囲のみについて作成した。
4. 出願人が必要な追加調査手数料を期間内に納付しなかったので、この国際調査報告は、請求の範囲の最初に記載されている発明に係る次の請求の範囲について作成した。
請求の範囲1-2, 4-7, 9-11, 14-15

追加調査手数料の異議の申立てに関する注意

追加調査手数料の納付と共に出願人から異議申立てがあった。
 追加調査手数料の納付と共に出願人から異議申立てがなかった。

**This Page is Inserted by IFW Indexing and Scanning
Operations and is not part of the Official Record**

BEST AVAILABLE IMAGES

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images include but are not limited to the items checked:

- BLACK BORDERS**
- IMAGE CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES**
- FADED TEXT OR DRAWING**
- BLURRED OR ILLEGIBLE TEXT OR DRAWING**
- SKEWED/SLANTED IMAGES**
- COLOR OR BLACK AND WHITE PHOTOGRAPHS**
- GRAY SCALE DOCUMENTS**
- LINES OR MARKS ON ORIGINAL DOCUMENT**
- REFERENCE(S) OR EXHIBIT(S) SUBMITTED ARE POOR QUALITY**
- OTHER:** _____

IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.

As rescanning these documents will not correct the image problems checked, please do not report these problems to the IFW Image Problem Mailbox.